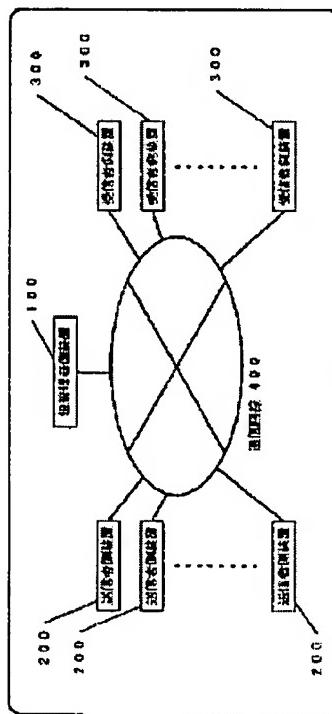


METHOD FOR DELIVERING CIPHERING AND DECIPHERING KEY IN BROADCAST CRYPTOGRAPHIC COMMUNICATION**Publication number:** JP11168459**Publication date:** 1999-06-22**Inventor:** YAMAZAKI MASANORI; NISHIOKA GENJI; MATSUI SUSUMU**Applicant:** HITACHI LTD**Classification:****- International:** G09C1/00; H04L9/08; G09C1/00; H04L9/08; (IPC1-7): H04L9/08; G09C1/00**- European:****Application number:** JP19980263498 19980917**Priority number(s):** JP19980263498 19980917; JP19970271589 19971003[Report a data error here](#)**Abstract of JP11168459**

PROBLEM TO BE SOLVED: To receive the delivery of each common key from plural transmitters by permitting the transmitter that distributes the third key information to obtain a ciphering/deciphering key to be used for broadcast communication by using the first key information distributed from a key manager and the third key information distributed from the transmitter. **SOLUTION:** This method consists of a key manager side device 100, a transmitter side device 200 and a receiver side device 300. The key manager calculates receiver identifying data of a receiver, transmits it to the transmitter, calculates transmitter key delivery data of the transmitter and transmits it to the transmitter. The transmitter calculates receiver identifying information of the receiver from one's own secrecy information, a random number and receiver identifying data of the receiver, which is receiver from the key manager, and transmits it to the receiver. Besides, the transmitter calculates receiver key delivery data so as to execute multi-address communication to the receiver. The receiver calculates a data ciphering key from key delivery data received from the transmitter, receiver identifying information, receiver secrecy information delivered from the key manager and publicized transmitter public information so as to store it in a memory.



Data supplied from the esp@cenet database - Worldwide

(19)日本国特許庁 (JP)

(12) 公開特許公報 (A)

(11)特許出願公開番号

特開平11-168459

(43)公開日 平成11年(1999)6月22日

(51)Int.Cl.⁶

H 04 L 9/08
G 09 C 1/00

識別記号

6 3 0

F I

H 04 L 9/00
C 09 C 1/00
H 04 L 9/00

6 0 1 D
6 3 0 D
6 3 0 E
6 0 1 E

審査請求 未請求 請求項の数25 O L (全 33 頁)

(21)出願番号

特願平10-263498

(22)出願日

平成10年(1998)9月17日

(31)優先権主張番号 特願平9-271589

(32)優先日 平9(1997)10月3日

(33)優先権主張国 日本 (JP)

(71)出願人 000005108

株式会社日立製作所

東京都千代田区神田駿河台四丁目6番地

(72)発明者 山崎正義

神奈川県川崎市麻生区王禅寺1099番地 株式会社日立製作所システム開発研究所内

(72)発明者 西岡玄次

神奈川県川崎市麻生区王禅寺1099番地 株式会社日立製作所システム開発研究所内

(72)発明者 松井進

神奈川県川崎市麻生区王禅寺1099番地 株式会社日立製作所システム開発研究所内

(74)代理人 弁理士 富田和子

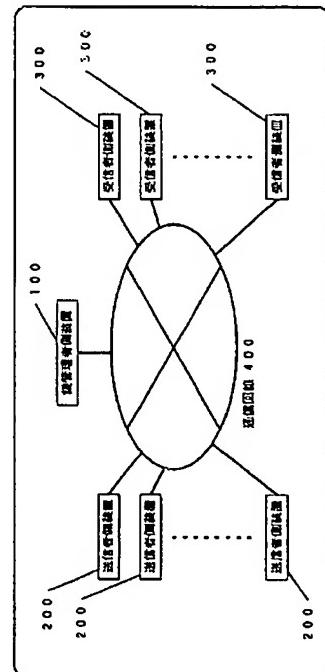
(54)【発明の名称】 同報暗号通信における暗復号化鍵の配達方法

(57)【要約】

【課題】 単一の受信者秘密情報によって複数の送信者との間の共通鍵を入手可能とする。

【解決手段】 鍵管理者は適当な有限集合Zの2個以上の元からなる部分集合に対応させて受信者の受信者秘密情報を作成し受信者に配布する。また、送信者の識別情報 t_A も作成する。送信者は自身の送信者秘密情報から暗復号化鍵 K_A を作成する。受信者秘密情報と識別情報 t_A を送信者に秘密にしながら、鍵管理者および送信者は、共同して、有限集合Zの各元と送信者秘密情報に関連づけたデータと、受信者秘密情報に対応する部分集合と識別情報 t_A と送信者秘密情報に関連づけたデータとを作成し、同報送信する。受信者 x は、受信したデータと自信の受信者秘密情報から暗復号化鍵 K_A を計算する。

図



【特許請求の範囲】

【請求項1】複数の送信者と複数の受信者とが存在する通信システムにおいて、前記送信者が行う同報暗号通信の暗復号化鍵を、前記送信者と前記受信者との間で共有するための鍵配送方法であって、鍵管理者を設け、当該鍵管理者において、前記送信者と前記受信者との間で鍵を共有するために用いる、前記複数の送信者について共通の第1鍵情報を作成し、所定の受信者に配布するとともに、前記送信者と前記受信者との間で鍵を共有するするために用いる第2鍵情報を作成し、前記送信者に配布し、前記送信者は、受信者が前記第1鍵情報を用いて当該送信者が同報通信に用いる暗復号化鍵を算出するための第3鍵情報を、前記鍵管理者から配布された第2鍵情報を用いて生成して、当該送信者と鍵を共有する受信者に送信し、前記受信者は、前記鍵管理者から配布された第1鍵情報と前記送信者から配布された第3鍵情報を用いて、当該第3鍵情報を配布した送信者が同報通信に用いる暗復号化鍵入手することを特徴とする鍵配送方法。

【請求項2】複数の送信者と複数の受信者と、鍵管理者とが存在する通信システムを用い、前記送信者が行う同報暗号通信の暗復号化鍵を、前記送信者と前記受信者との間で共有するための鍵配送方法であって、鍵管理者において、有限集合Sの部分集合S'に対応させて、受信者xの受信者秘密情報s_xを作成し、当該受信者xに配布するとともに、送信者Aの送信者識別情報t_Aを作成する第1ステップと、送信者Aにおいて、自身の送信者秘密情報G_Aを作成し、送信者秘密情報G_Aより暗復号化鍵K_Aを計算する第2ステップと、鍵管理者と送信者Aとが協調して、送信者秘密情報G_Aと送信者識別情報t_Aとを少なくとも作用させて鍵配送情報Wを作成するとともに、受信者xの受信者秘密鍵情報s_xと送信者識別情報t_Aとを少なくとも作用させて、送信者Aに対する受信者xの受信者識別情報r_xを作成する第3ステップと、送信者Aにおいて、受信者識別情報r_xを受信者xに送信し、鍵配送情報Wを各受信者に同報送信する第4ステップと、受信者xにおいて、鍵管理者により配布された受信者秘密情報s_xと、送信者Aから受信した鍵配送情報Wおよび受信者識別情報r_xとから、送信者Aが行う同報暗号

数4

$$S_{km} = \{\sigma \mid 1\text{対}1\text{写像 } \sigma : A = \{1, 2, \dots, k\} \rightarrow B = \{1, 2, \dots, m\}, 0 < k < m\}$$

に対して、 $\sigma, \sigma' \in S_{km}$ のとき

【数5】

通信の暗復号化鍵K_Aを算出する第5ステップと、を有し、

前記受信者秘密情報s_x、鍵配送情報W、および受信者識別情報r_xは、前記受信者秘密情報s_x、鍵配送情報W、および受信者識別情報r_xと各受信者に公開される他の情報とより、暗復号化鍵K_Aが導出可能な関係をもって作成されることを特徴とする鍵配送方法。

【請求項3】請求項2記載の鍵配送方法であって、前記第2ステップにおいて、送信者Aは、暗復号化鍵を変更するための変数情報r_A, r_{A'}を作成し、送信者秘密情報G_Aに変数情報r_A, r_{A'}を作用させて、暗復号化鍵K_Aを計算し、

前記第3ステップにおいて、鍵管理者は、送信者秘密情報G_Aと送信者識別情報t_Aとを作用させたデータW'を作成して送信者Aに送信するとともに、受信者xの受信者秘密情報s_xと送信者識別情報t_Aとを作用させたr_x'を作成して、送信者Aに送信し、かつ、送信者Aは、データW'に変数情報r_Aを作用させて鍵配送情報Wを作成し、データr_x'に変数情報r_{A'}を作用させて送信者Aに対する受信者xの受信者識別情報r_xを作成することを特徴とする鍵配送方法。

【請求項4】複数の送信者と複数の受信者と、鍵管理者とが存在する通信システムを用い、前記送信者が行う同報暗号通信の暗復号化鍵を、前記送信者と前記受信者との間で共有するための鍵配送方法であって、鍵管理者において、鍵管理者秘密情報として、

【数1】

数1

$$e_i \in \mathbb{Z}, \quad (1 \leq i \leq m)$$

を作成し、送信者Aの送信者識別情報として、

【数2】

数2

$$t_A \in \mathbb{Z}$$

を作成し、受信者xの受信者秘密情報として、 $\sigma_x \in S_{km}$ と、

【数3】

数3

$$s_x(\sigma_x) \in \mathbb{Z}$$

(但し、集合

【数4】

数5

$$\sigma \sim \sigma' \iff \sigma(A) = \sigma'(A)$$

とし、このとき、～は S_{km} 上の同値関係となり、

【数6】

数6

$$\tilde{S}_{km} = S_{km} / \sim$$

とする)とを作成し、受信者秘密情報 $\sigma_x, s_x (\sigma_x)$ を受信者 x に配布するステップと、送信者 A において、

【数7】

数7

- $g_A \in G_A$
- $L_A = \text{ord}_{G_A}(g_A)$

(但し、

【数8】

数8

$$\text{ord}_{G_A}(g)$$

は、

【数9】

数9

$$g^a = 1 \quad (\in G_A)$$

なる最小の正整数 a を表す) なる送信者秘密情報 g_A, L_A および有限アーベル群 G_A を作成し、送信者秘密情報 g_A を鍵管理者に送信するステップと、鍵管理者において、鍵管理者秘密情報 e_i 、送信者識別情報 t_A および受信者秘密情報 $s_x (\sigma_x), \sigma_x$ から、受信者識別データ

【数10】

数10

$$s_x(\sigma_x, A) = t_A s_x(\sigma_x) \sum_{i=1}^k e_{\sigma_x(i)}$$

を計算して、受信者識別データ $s_x (\sigma_x, A)$ を送信者 A に送信するとともに、送信者 A から受信した g_A と、鍵管理者秘密情報 e_i と、送信者識別情報 t_A から、鍵配

送データ

【数11】

数11

$$y_{Ai} = g_A^{t_A e_i} \quad (\in G_A) \quad (1 \leq i \leq m)$$

を算出して、鍵配データ y_{Ai} を送信者 A に送信するステップと、送信者 A において、整数 r, r' を生成し、鍵管理者から受信した受信者識別データ $s_x (\sigma_x, A)$ と、送信者秘密情報 L_A と、整数 r' から

【数12】

数12

$$r_x(\sigma_x, A) s_x(\sigma_x, A) \equiv r' \pmod{L_A}$$

なる受信者識別情報 $r_x (\sigma_x, A)$ を計算して、受信者識別情報 $r_x (\sigma_x, A)$ を受信者 x に送信するとともに、鍵管理者から受信した鍵配データ y_{Ai} と、整数 r から、鍵配情報

【数13】

数13

$$z_{Ai} = y_{Ai}^r \quad (\in G_A) \quad (1 \leq i \leq m)$$

を計算し、鍵配情報 z_{Ai} を、各受信者に同報送信するステップと、受信者 x において、送信者から受信した受信者識別情報 $r_x (\sigma_x, A)$ および鍵配情報 z_{Ai} と、鍵管理者から配布された受信者秘密情報 $\sigma_x, s_x (\sigma_x)$ から、

【数14】

数14

$$K_A = \left(\prod_{i=1}^k z_{A\sigma_x(i)} \right)^{r_x(\sigma_x, A) s_x(\sigma_x)} \quad (\in G_A)$$

により、送信者 A が

【数15】

数15

$$K_A = g_A^{r'} \quad (\in G_A)$$

によって生成し、同報通信に用いる暗復号化鍵 K_A を計算するステップと、を有することを特徴とする鍵配方法。

【請求項5】複数の送信者と 複数の受信者と、鍵管理者とが存在する通信システムを用い、前記送信者が行う同報暗号通信の暗復号化鍵を、前記送信者と前記受信者との間で共有するための鍵配方法であって、鍵管理者において、鍵管理者秘密情報として、

【数16】

数16

$$e_i \in Z \quad (1 \leq i \leq m)$$

を作成し、送信者 A の送信者識別情報として、

【数17】

数17

$$t_A \in Z$$

を作成し、受信者 x の受信者秘密情報として、 $\sigma_x \in S_{k_m}$ と、

【数18】

数18

(但し、集合
【数19】)

$$s_x(\sigma_x) \in \mathbf{Z}$$

数19

$$S_{km} = \{\sigma \mid 1\text{対}1\text{写像 } \sigma : A = \{1, 2, \dots, k\} \rightarrow B = \{1, 2, \dots, m\}, 0 < k < m\}$$

に対して、 $\sigma, \sigma' \in S_{km}$ のとき

【数20】

数20

$$\sigma \sim \sigma' \iff \sigma(A) = \sigma'(A)$$

とし、このとき、 \sim は S_{km} 上の同値関係となり、

【数21】

数21

$$\tilde{S}_{km} = S_{km} / \sim$$

数22

$$P_A, Q_A : \text{素数}$$

$$L_A = \text{lcm}(\text{ord}_{P_A}(g_A), \text{ord}_{Q_A}(g_A))$$

$$g_A \in \mathbf{Z}, 0 < g_A < N_A$$

を作成し、送信者 A の送信者公開情報として、

【数23】

数23

$$N_A (= P_A Q_A)$$

を作成し、送信者秘密情報 g_A を鍵管理者に送信するス

数24

$$s_x(\sigma_x, A) = t_A s_x(\sigma_x) \sum_{i=1}^k e_{\sigma_x(i)}$$

を計算し、受信者識別データ $s_x(\sigma_x, A)$ を送信者 A に送信し、送信者 A から受信した g_A と、鍵管理者秘密情報 e_i と、送信者識別情報 t_A から、鍵配達データ

【数25】

数25

$$y_{Ai} = g_A^{t_A e_i} \pmod{N_A} \quad (1 \leq i \leq m)$$

を算出し、鍵配達データ y_{Ai} を送信者 A に送信するステップと、
送信者 A において、整数 r, r' を生成し、鍵管理者から受信した受信者識別データ $s_x(\sigma_x, A)$ と、送信者秘密情報 t_A と、整数 r' から

【数26】

数26

$$r_x(\sigma_x, A) s_x(\sigma_x, A) \equiv r' \pmod{L_A}$$

なる受信者識別情報 $r_x(\sigma_x, A)$ を計算し、受信者識別情報 $r_x(\sigma_x, A)$ を受信者 x に送信するとともに、鍵管理者から受信した鍵配達データ y_{Ai} と整数 r から、鍵配達情報

【数27】

数27

$$z_{Ai} = y_{Ai}^r \pmod{N_A} \quad (1 \leq i \leq m)$$

を計算し、鍵配達情報 z_{Ai} を、各受信者に同報送信するステップと、

受信者xにおいて、送信者から受信した受信者識別情報
 $r_x(\sigma_x, A)$ および鍵配達情報 z_{Ai} と、鍵管理者から
数28

$$K_A = \left(\prod_{i=1}^k z_{A\sigma_x(i)} \right)^{r_x(\sigma_x, A)s_x(\sigma_x)} \mod N_A$$

により、送信者Aが
【数29】

数29

$$K_A = g_A^{r'} \mod N_A$$

によって生成し同報通信に用いる暗復号化鍵 K_A を計算するステップと、を有することを特徴とする鍵配達方法。

【請求項6】請求項4または5記載の鍵配達方法であって、

送信者Aは、鍵管理者が、前記鍵管理者秘密情報 e_i 、送信者識別情報 t_A 、受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ を生成するのに先だって、前記秘密情報 L_A を生成して鍵管理者に送信し、

鍵管理者は、前記鍵管理者秘密情報 e_i 、送信者識別情報 t_A 、受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ として、送信者から受信した送信者秘密情報 L_A から

【数30】

数30

$$e_i \in Z, \quad 0 < e_i < L_A, \quad (1 \leq i \leq m)$$

$$t_A \in Z, \quad 0 < t_A < L_A$$

$$s_x(\sigma_x) \in Z, \quad 0 < s_x(\sigma_x) < L_A$$

となる鍵管理者秘密情報 e_i 、送信者識別情報 t_A 、受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ を作成し、前記受信者識別データ $s_x(\sigma_x, A)$ として、送信者秘密情報 L_A 、鍵管理者秘密情報 e_i 、送信者識別情報 t_A 、受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ から

【数31】

数31

$$s_x(\sigma_x, A) = t_A s_x(\sigma_x) \sum_{i=1}^k e_{\sigma_x(i)} \mod L_A$$

に従った受信者識別データ $s_x(\sigma_x, A)$ を計算することを特徴とする鍵配達方法。

【請求項7】請求項4または5記載の鍵配達方法であって、さらに、

送信者Aにおいて、前記整数 r の値を変更し、変更後の整数 r に従って、暗復号化鍵 K_A の値を再計算し、変更

配布された受信者秘密情報 σ_x 、 $s_x(\sigma_x)$ から
【数28】

後の整数 r に従って、鍵配達情報 z_{Ai} を再計算して各受信者に、再同報送信するステップと、

受信者xにおいて、再同報送信された鍵配達情報 z_{Ai} に従って、暗復号化鍵 K_A を再計算するステップと、を有することを特徴とする鍵配達方法。

【請求項8】請求項4または5記載の鍵配達方法であって、

送信者Aは、前記整数 r の値を、暗号化して同報通信する情報もしくは情報の種類の各々に対応して生成し、前記情報もしくは情報の種類毎に、当該情報もしくは情報の種類に対応して生成した整数 r の各々に従って、各々暗復号化鍵 K_A を計算し、受信者xに復号化を許可する前記情報もしくは情報の種類に対応して生成した各整数 r の各々に従って、受信者識別情報 $r_x(\sigma_x, A)$ を各々計算して当該受信者xに送信し、

受信者xは、受信した各受信者識別情報 $r_x(\sigma_x, A)$ に従って、当該受信者xに復号化が許可された前記情報もしくは情報の種類各々の暗復号化鍵 K_A を各々計算することを特徴とする鍵配達方法。

【請求項9】請求項4または5記載の鍵配達方法であって、

送信者Aが、受信者xであることを主張する受信者に受信者識別情報 $r_x(\sigma_x, A)$ を送信するのに先だって、当該受信者が、受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ を所持していることを、当該受信者が受信者xである場合にも受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ が送信者Aに秘密化される方式によって認証するステップを備えたことを特徴とする鍵配達方法。

【請求項10】請求項4、5または9記載の鍵配達方法であって、

送信者Aにおいて、受信者xに受信者識別情報 $r_x(\sigma_x, A)$ を送信する際に、当該受信者識別情報 $r_x(\sigma_x, A)$ に対応する暗復号化鍵 K_A によって暗号化されて同報通信される情報もしくは情報の種類に対する料金を、受信者Aに対する課金情報として算出するステップを有することを特徴とする鍵配達方法。

【請求項11】複数の送信者と、複数の受信者とが存在する通信システムにおいて、前記送信者が行う同報暗号通信の暗復号化鍵を、前記送信者と前記受信者との間で共有するための鍵配達方法であって、

鍵管理者を設け、当該鍵管理者において、秘密情報 K_0 を生成し、各送信者と各受信者に配布するステップと、

送信者Aにおいて、送信者識別情報BID_Aを生成して受信者に送信するとともに、鍵管理者から配布された秘密情報K₀と送信者識別情報BID_Aから、所定の一方向性関数Fにより、共有鍵K_A⁻¹=F(K₀, BID_A)を計算するステップと、
受信者において、鍵管理者から配布された秘密情報K₀と送信者Aから受信した送信者識別情報BID_Aから、前記一方向性関数Fにより、共有鍵K_A⁻¹を計算するステップと、
送信者Aにおいて、整数rを作成して受信者に送信するステップと、
受信者において、送信者Aから受信した整数rと共有鍵K_A⁻¹から、所定の関数F⁻¹により、送信者AにおいてK_A=F⁻¹(r, K_A⁻¹)によって計算される暗復号化鍵K_Aを、K_A=F⁻¹(r, K_A⁻¹)によって計算するステップと、を備えたことを特徴とする鍵配送方法。
【請求項12】複数の送信者と複数の受信者が存在する通信システムにおいて、前記送信者が行う同報暗号通信の暗復号化鍵を、前記送信者と前記受信者との間で共有するための鍵配送方法であって、
鍵管理者を設け、当該鍵管理者において、受信者xの個別鍵s_xを作成して、送信者Aと受信者xに配布するステップと、
送信者Aにおいて、共有鍵K_Aを作成し、鍵管理者から配布された受信者xの個別鍵s_xを使った暗号通信により、共有鍵K_Aを受信者xと共有するステップと、
送信者Aにおいて、情報rを作成し、受信者xに送信するステップと、
受信者xおよび送信者Aにおいて、暗復号化鍵DKを、DK=F(r, K_A)に従って各々計算するステップと、を備えたことを特徴とする鍵配送方法。
【請求項13】請求項12記載の鍵配送方法であって、送信者Aにおいて、共有鍵K_Aを変更し、変更した共有鍵K_Aを、受信者xの個別鍵s_xを使った暗号通信により受信者xと共有するステップと、
送信者Aおよび受信者xにおいて、暗復号化鍵DKを、変更した共有鍵K_Aを用いて、DK=F(r, K_A)により再計算するステップと、を備えたことを特徴とする鍵配送方法。

数35

$$S_{km} = \{\sigma \mid 1\text{対}1\text{写像 } \sigma : A = \{1, 2, \dots, k\} \rightarrow B = \{1, 2, \dots, m\}, 0 < k < m\}$$

に対して、 $\sigma, \sigma' \in S_{km}$ のとき、

【数36】

数36

$$\sigma \sim \sigma' \iff \sigma(A) = \sigma'(A)$$

とし、このとき、 \sim は S_{km} 上の同値関係となり、

【請求項14】請求項12記載の鍵配送方法であって、送信者Aにおいて、情報rを変更し、変更した情報rを受信者に伝えるステップと、
送信者Aおよび受信者xにおいて、暗復号化鍵DKを、変更後の情報rを用いて、DK=F(r, K_A)により再計算するステップと、を備えたことを特徴とする鍵配送方法。

【請求項15】請求項1、2、3、11または12記載の鍵配送方法であって、

送信者Aは、暗復号化鍵により情報を暗号化して同報通信する通信チャネルとは異なる所定の通信チャネルを用いて、受信者xが送信者Aとの間で共有する暗復号化鍵を算出するための鍵情報を送信するステップを備えたことを特徴とする鍵配送方法。

【請求項16】同報暗号通信を行う通信システムにおいて、同報暗号通信に用いる暗復号化鍵を、送信者と受信者との間で共有するための鍵配送システムであって、鍵管理者装置と、複数の送信者装置と、複数の受信者装置とを含み、

前記鍵管理者装置は、

鍵管理者秘密情報として、

【数32】

数32

$$e_i \in \mathbb{Z}, \quad (1 \leq i \leq m)$$

を作成し、送信者Aの送信者識別情報として、

【数33】

数33

$$\bullet t_A \in \mathbb{Z}$$

を作成し、受信者xの受信者秘密情報として、 $\sigma_x \in S_{km}$ と、

【数34】

数34

$$\bullet s_x(\sigma_x) \in \mathbb{Z}$$

(但し、集合

【数35】

数35

【数37】

数37

$$\tilde{S}_{km} = S_{km} / \sim$$

とする)とを作成し、受信者秘密情報 $\sigma_x, s_x(\sigma_x)$ を受信者xが使用する受信者装置xに配布する手段と、鍵管理者秘密情報 e_i 、送信者識別情報 t_A および受信者

秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ (σ_x)、 σ_x から、受信者識別データ

【数38】

数38

$$s_x(\sigma_x, A) = t_A s_x(\sigma_x) \sum_{i=1}^k e_{\sigma_x(i)}$$

を計算して、受信者識別データ $s_x(\sigma_x, A)$ を送信者 A が使用する送信者装置 A に送信するとともに、前記送信者装置 A から受信した g_A と、鍵管理者秘密情報 e_i と、送信者識別情報 t_A から、鍵配信データ

【数39】

数39

$$y_{Ai} = g_A^{t_A e_i} (\in G_A) \quad (1 \leq i \leq m)$$

を算出し、鍵配信データ y_{Ai} を前記送信者装置 A に送信する手段と、を有し、

前記送信者装置 A は、

【数40】

数40

$$\exists g_A \in G_A$$

- $L_A = \text{ord}_{G_A}(g_A)$

(但し、

【数41】

数41

$$\text{ord}_{G_A}(g)$$

は、

【数42】

数42

$$g^a = 1 \quad (\in G_A)$$

なる最小の正整数 a を表す) なる送信者秘密情報 g_A 、
 L_A および有限アーベル群 G_A を作成し、送信者秘密情報
 g_A を前記鍵管理者装置に送信する手段と、
整数 r 、 r' を生成し、前記鍵管理者装置から受信した
受信者識別データ $s_x(\sigma_x, A)$ と、送信者秘密情報 L_A と、整数 r' から

【数43】

数43

$$r_x(\sigma_x, A) s_x(\sigma_x, A) \equiv r' \pmod{L_A}$$

なる受信者識別情報 $r_x(\sigma_x, A)$ を計算し、受信者識別情報 $r_x(\sigma_x, A)$ を前記受信者装置 x に送信するとともに、前記鍵管理者装置から受信した鍵配信データ y_{Ai} と、整数 r から、鍵配信情報

【数44】

数44

$$z_{Ai} = y_{Ai}^r \quad (\in G_A) \quad (1 \leq i \leq m)$$

を計算し、鍵配信情報 z_{Ai} を、前記複数の受信者装置に同報送信する手段と、を有し、

前記受信者装置 x は、

前記送信者装置 A から受信した受信者識別情報 $r_x(\sigma_x, A)$ および鍵配信情報 z_{Ai} と、前記鍵管理者装置から配布された受信者秘密情報 σ_x 、 $s_x(\sigma_x)$ から、

【数45】

数45

$$K_A = \left(\prod_{i=1}^k z_{A\sigma_x(i)} \right)^{r_x(\sigma_x, A) s_x(\sigma_x)} \quad (\in G_A)$$

により、前記送信者装置 A が

【数46】

数46

$$K_A = g_A^{r' t_A} \quad (\in G_A)$$

によって生成し、同報通信に用いる暗復号化鍵 K_A を計算する手段と、を有することを特徴とする通信システム。

【請求項17】同報暗号通信を行う複数の送信者装置と、複数の受信者装置と、前記送信者装置が同報暗号通信に用いる暗復号化鍵の前記受信者装置への配送を支援する鍵管理者装置とを有する通信システムに用いられる鍵管理者装置であって、

鍵管理者秘密情報として、

【数47】

数47

$$e_i \in Z, \quad (1 \leq i \leq m)$$

を作成し、送信者 A の送信者識別情報として、

【数48】

数48

$$t_A \in Z$$

を作成し、受信者 x の受信者秘密情報として、 $\sigma_x \in S_{k_B}$ と、

【数49】

数49

$$s_x(\sigma_x) \in Z$$

(但し、集合

【数50】

数50

$$S_{km} = \{\sigma \mid 1\text{対}1\text{写像 } \sigma : A = \{1, 2, \dots, k\} \rightarrow B = \{1, 2, \dots, m\}, 0 < k < m\}$$

に対して、 $\sigma, \sigma' \in S_{km}$ のとき

【数51】

数51

$$\sigma \sim \sigma' \iff \sigma(A) = \sigma'(A)$$

とし、このとき、 \sim は S_{km} 上の同値関係となり、

【数52】

数52

$$\tilde{S}_{km} = S_{km} / \sim$$

とする)とを作成し、受信者秘密情報 $\sigma_x, s_x (\sigma_x)$ を受信者 x が使用する受信者装置 x に配布する手段と、鍵管理者秘密情報 e_i 、送信者識別情報 t_A および受信者秘密情報 $s_x (\sigma_x), \sigma_x$ から、受信者識別データ

【数53】

数53

$$s_x(\sigma_x, A) = t_A s_x(\sigma_x) \sum_{i=1}^k e_{\sigma_x(i)}$$

を計算し、受信者識別データ $s_x (\sigma_x, A)$ を送信者 A が使用する送信者装置 A に送信するとともに、前記送信者装置 A から受信した g_A と、鍵管理者秘密情報 e_i と、送信者識別情報 t_A から、鍵配達データ

【数54】

数54

$$y_{Ai} = g_A^{t_A e_i} (\in G_A) \quad (1 \leq i \leq m)$$

を算出し、鍵配達データ y_{Ai} を前記送信者装置 A に送信する手段と、を有することを特徴とする鍵管理者装置。

【請求項18】同報暗号通信を行う複数の送信者装置と、複数の受信者装置と、前記送信者装置が同報暗号通信に用いる暗復号化鍵の前記受信者装置への配達を支援

数59

$$z_{Ai} = y_{Ai}^{r_i} (\in G_A) \quad (1 \leq i \leq m)$$

を計算し、鍵配達情報 z_{Ai} を、前記複数の受信者装置に同報送信する手段と、

【数60】

数60

$$K_A = g_A^{r'} (\in G_A)$$

に従って同報通信に用いる暗復号化鍵 K_A を計算する手段と、を有することを特徴とする送信者装置。

する鍵管理者装置とを有する通信システムに用いられる送信者装置であって、

【数55】

数55

$$g_A \in G_A$$

$$L_A = \text{ord}_{G_A}(g_A)$$

(但し、

【数56】

数56

$$\text{ord}_{G_A}(g)$$

は、

【数57】

数57

$$g^a = 1 \quad (\in G_A)$$

なる最小の正整数 a を表す)なる送信者秘密情報 g_A 、 L_A および有限アーベル群 G_A を作成し、送信者秘密情報 g_A を前記鍵管理者装置に送信する手段と、整数 r, r' を生成し、前記鍵管理者装置から受信した受信者識別データ $s_x (\sigma_x, A)$ と、送信者秘密情報 L_A と、整数 r' から

【数58】

数58

$$r_x(\sigma_x, A) s_x(\sigma_x, A) \equiv r' \pmod{L_A}$$

なる受信者識別情報 $r_x (\sigma_x, A)$ を計算し、受信者識別情報 $r_x (\sigma_x, A)$ を受信者 x が使用する受信者装置 x に送信するとともに、前記鍵管理者装置から受信した鍵配達データ y_{Ai} と、整数 r から、鍵配達情報

【数59】

【請求項19】同報暗号通信を行う複数の送信者装置と、複数の受信者装置と、前記送信者装置が同報暗号通信に用いる暗復号化鍵の前記受信者装置への配達を支援する鍵管理者装置とを有する通信システムに用いられる受信者装置であって、

送信者 A が使用する送信者装置 A から受信した受信者識別情報 $r_x (\sigma_x, A)$ および鍵配達情報 z_{Ai} と、前記鍵管理者装置から配布された受信者秘密情報 $\sigma_x, s_x (\sigma_x, A)$

x) から

【数61】

数61

$$K_A = \left(\prod_{i=1}^k z_{A\sigma_x(i)} \right)^{r_x(\sigma_x, A)s_x(\sigma_x)} \quad (\in G_A)$$

により、前記送信者装置Aが

【数62】

数62

$$K_A = g_A^{rr'} \quad (\in G_A)$$

によって生成し、同報通信に用いる暗復号化鍵 K_A を計算する手段と、を有することを特徴とする受信者装置。

【請求項20】同報暗号通信を行う複数の送信者装置と、複数の受信者装置と、前記送信者装置が同報暗号通信に用いる暗復号化鍵の前記受信者装置への配送を支援する鍵管理者装置とを有する通信システムに用いられる受信者装置であって、

本体装置と、補助装置とを有し、

前記補助装置は、

前記鍵管理者装置と接続する手段と、

前記鍵管理者装置が作成した受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ 、 σ_x を取り込んで記憶する記憶手段と、

前記本体装置に接続する手段と、

前記本体装置が送信者Aの使用する送信者装置Aから受信した鍵配送情報 z_{Ai} を取り込み、鍵配送情報 z_{Ai} と、

前記記憶手段に記憶した受信者秘密情報 σ_x 、 $s_x(\sigma_x)$ から、

【数63】

数63

$$\xi_x(\sigma_x, A) = \left(\prod_{i=1}^k z_{A\sigma_x(i)} \right)^{s_x(\sigma_x)} \mod N_A$$

を計算して、計算結果 $\xi_x(\sigma_x, A)$ を前記本体装置に出力する手段と、を備え、

前記本体装置は、

前記送信者装置Aから受信した鍵配送情報 z_{Ai} を前記補助装置に出力する手段と、

前記送信者装置Aから受信した受信者識別情報 $r_x(\sigma_x, A)$ と、前記補助装置が出力した $\xi_x(\sigma_x, A)$ から、

【数64】

数64

$$K_A = \xi_x(\sigma_x, A)^{r_x(\sigma_x, A)} \mod N_A$$

に従って、前記送信者装置Aが

【数65】

数65

$$K_A = g_A^{rr'} \quad (\in G_A)$$

によって生成し、同報通信に用いる暗復号化鍵 K_A を計算する手段と、を備えていることを特徴とする受信者装置。

【請求項21】同報通信を行う複数の送信者装置と、複数の受信者装置と、前記送信者装置が同報暗号通信に用いる暗復号化鍵の前記受信者装置への配送を支援する鍵管理者装置とを有する通信システムにおいて、前記鍵管理者装置および前記受信者装置に接続して用いられる補助装置であって、

前記鍵管理者装置と接続する手段と、

前記鍵管理者装置が作成した受信者 x の受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ 、 σ_x を取り込んで記憶する記憶手段と、受信者 x の使用する受信者装置 x に接続する手段と、前記受信者装置 x が送信者Aの使用する送信者装置Aから受信した鍵配送情報 z_{Ai} を取り込み、鍵配送情報 z_{Ai} と、前記記憶手段に記憶した受信者秘密情報 σ_x 、 $s_x(\sigma_x)$ から、

【数66】

数66

$$\xi_x(\sigma_x, A) = \left(\prod_{i=1}^k z_{A\sigma_x(i)} \right)^{s_x(\sigma_x)} \mod N_A$$

を計算して、計算結果 $\xi_x(\sigma_x, A)$ を前記受信者装置 x に出力する手段と、を備えていることを特徴とする補助装置。

【請求項22】同報暗号通信を行う複数の送信者装置と、複数の受信者装置と、前記送信者装置が同報暗号通信に用いる暗復号化鍵の前記受信者装置への配送を支援する鍵管理者装置とを有する通信システムにおいて、前記鍵管理者装置における処理をコンピュータに実行させるプログラムを記憶した記憶媒体であって、当該プログラムは、コンピュータに、

鍵管理者秘密情報として、

【数67】

数67

$$e_i \in Z, \quad (1 \leq i \leq m)$$

を作成し、送信者Aの送信者識別情報として、

【数68】

数68

$$t_A \in Z$$

を作成し、受信者 x の受信者秘密情報として、 $\sigma_x \in S_{k_m}$ と、

【数69】

数69

(但し、集合
【数70】)

$$s_x(\sigma_x) \in Z$$

数70

$$S_{km} = \{\sigma \mid 1\text{対}1\text{写像 } \sigma : A = \{1, 2, \dots, k\} \rightarrow B = \{1, 2, \dots, m\}, 0 < k < m\}$$

に対して、 $\sigma, \sigma' \in S_{km}$ のとき

【数71】

数71

$$\sigma \sim \sigma' \iff \sigma(A) = \sigma'(A)$$

とし、このとき、 \sim は S_{km} 上の同値関係となり、

【数72】

数72

$$\tilde{S}_{km} = S_{km} / \sim$$

とする)とを作成し、受信者秘密情報 s_x 、 $s_x(\sigma_x)$ を受信者 x が使用する受信者装置 x に配布する手順と、鍵管理者秘密情報 e_i 、送信者識別情報 t_A より受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ 、 σ_x から、受信者識別データ

【数73】

数73

$$s_x(\sigma_x, A) = t_A s_x(\sigma_x) \sum_{i=1}^k e_{\sigma_x(i)}$$

を計算して、受信者識別データ $s_x(\sigma_x, A)$ を送信者 A が使用する送信者装置 A に送信するとともに、前記送信者装置 A から受信した g_A と、鍵管理者秘密情報 e_i と、送信者識別情報 t_A から、鍵配達データ

【数74】

数74

$$y_{Ai} = g_A^{t_A e_i} (\in G_A) \quad (1 \leq i \leq m)$$

を算出し、鍵配達データ y_{Ai} を前記送信者装置 A に送信する手順と、を実行させることを特徴とするプログラムが記憶された記憶媒体。

【請求項23】同報暗号通信を行う複数の送信者装置と、複数の受信者装置と、前記送信者装置が同報暗号通信に用いる暗復号化鍵の前記受信者装置への配達を支援する鍵管理者装置とを有する通信システムにおいて、前記送信者装置における処理をコンピュータに実行させるプログラムを記憶した記憶媒体であって、当該プログラムは、コンピュータに、

【数75】

数75

$$g_A \in G_A$$

$$L_A = \text{ord}_{G_A}(g_A)$$

(但し、
【数76】)

数76

$$\text{ord}_{G_A}(g)$$

は、

【数77】

数77

$$g^a = 1 \quad (\in G_A)$$

なる最小の正整数 a を表す)なる送信者秘密情報 g_A 、
 L_A より有限アーベル群 G_A を作成し、送信者秘密情報 g_A を前記鍵管理者装置に送信する手順と、
整数 r 、 r' を生成し、前記鍵管理者装置から受信した
受信者識別データ $s_x(\sigma_x, A)$ と、送信者秘密情報 s_x と、
整数 r' から、

【数78】

数78

$$r_x(\sigma_x, A) s_x(\sigma_x, A) \equiv r' \pmod{L_A}$$

なる受信者識別情報 $r_x(\sigma_x, A)$ を計算し、受信者識別情報 $r_x(\sigma_x, A)$ を受信者 x が使用する受信者装置 x に送信するとともに、前記鍵管理者装置から受信した
鍵配達データ y_{Ai} と、整数 r から、鍵配達情報

【数79】

数79

$$z_{Ai} = y_{Ai}^r \quad (\in G_A) \quad (1 \leq i \leq m)$$

を計算し、鍵配達情報 z_{Ai} を、前記複数の受信者装置に同報送信する手順と、

【数80】

数80

$$K_A = g_A^{rr'} \quad (\in G_A)$$

に従って同報通信に用いる暗復号化鍵 K_A を計算する手順と、を実行させることを特徴とするプログラムが記憶された記憶媒体。

【請求項24】同報暗号通信を行う複数の送信者装置と、複数の受信者装置と、前記送信者装置が同報暗号通信に用いる暗復号化鍵の前記受信者装置への配達を支援する鍵管理者装置とを有する通信システムにおいて、前記受信者装置における処理をコンピュータに実行させるプログラムを記憶した記憶媒体であって、
当該プログラムは、コンピュータに、

送信者Aが使用する送信者装置Aから受信した受信者識別情報 $r_x(\sigma_x, A)$ および鍵配達情報 z_{Ai} と、前記鍵管理者装置から配布された受信者秘密情報 σ_x 、 $s_x(\sigma_x)$ から、

【数81】

数81

$$K_A = \left(\prod_{i=1}^k z_{A\sigma_x(i)} \right)^{r_x(\sigma_x, A) s_x(\sigma_x)} \quad (\in G_A)$$

により、前記送信者装置Aが

【数82】

数82

$$K_A = g_A^{m'} \quad (\in G_A)$$

によって生成し、同報通信に用いる暗復号化鍵 K_A を計

数86

$$S_{km} = \{\sigma \mid 1対1写像 \sigma : A = \{1, 2, \dots, k\} \rightarrow B = \{1, 2, \dots, m\}, 0 < k < m\}$$

に対して、 $\sigma, \sigma' \in S_{km}$ のとき

【数87】

数87

$$\sigma \sim \sigma' \iff \sigma(A) = \sigma'(A)$$

とし、このとき、 \sim は S_{km} 上の同値関係となり、

【数88】

数88

$$\bar{S}_{km} = S_{km} / \sim$$

とする)とを作成し、受信者秘密情報 σ_x 、 $s_x(\sigma_x)$ を受信者 x が使用する受信者装置 x に配布する手段と、鍵管理者秘密情報 e_i 、送信者識別情報 t_A および受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ 、 σ_x から、受信者識別データ

【数89】

算する手順と、を実行させることを特徴とするプログラムが記憶された記憶媒体。

【請求項25】同報暗号通信を行う通信システムにおいて、同報暗号通信に用いる暗復号化鍵を、送信者と受信者との間で共有するための鍵配達システムであって、鍵管理者装置と、複数の送信者装置と、複数の受信者装置とを含み、

前記鍵管理者装置は、

鍵管理者秘密情報として、

【数83】

数83

$$c_i \in Z \quad (1 \leq i \leq m)$$

を作成し、送信者Aの送信者識別情報として、

【数84】

数84

$$t_A \in Z$$

を作成し、受信者 x の受信者秘密情報として、 $\sigma_x \in S_{km}$ と、

【数85】

数85

$$s_x(\sigma_x) \in Z$$

(但し、集合

【数86】

数89

$$s_x(\sigma_x, A) = t_A s_x(\sigma_x) \sum_{i=1}^k e_{\sigma_x(i)}$$

を計算し、受信者識別データ $s_x(\sigma_x, A)$ を送信者Aが使用する送信者装置Aに送信するとともに、送信者Aから受信した g_A と、鍵管理者秘密情報 e_i と、送信者識別情報 t_A から、鍵配達データ

【数90】

数90

$$y_{Ai} = g_A^{t_A c_i} \pmod{N_A} \quad (1 \leq i \leq m)$$

を算出し、鍵配達データ y_{Ai} を前記送信者装置Aに送信する手段と、を有し、

前記送信者装置Aは、

送信者Aの送信者秘密情報として、

【数91】

数91

 P_A, Q_A : 素数

$$L_A = \text{lcm}(\text{ord}_{P_A}(g_A), \text{ord}_{Q_A}(g_A))$$

$$g_A \in \mathbb{Z}, 0 < g_A < N_A$$

を作成し、送信者Aの送信者公開情報として、

【数92】

数92

$$N_A (= P_A Q_A)$$

を作成し、送信者秘密情報 g_A を前記鍵管理者装置に送信する手段と、整数 r, r' を生成し、前記鍵管理者装置から受信した受信者識別データ $s_x (\sigma_x, A)$ と、送信者秘密情報 σ_A と、整数 r' から

【数93】

数93

$$r_x(\sigma_x, A) s_x(\sigma_x, A) \equiv r' \pmod{L_A}$$

なる受信者識別情報 $r_x (\sigma_x, A)$ を計算し、受信者識別情報 $r_x (\sigma_x, A)$ を前記受信者装置 x に送信するとともに、前記鍵管理者装置から受信した鍵配送データ y_{Ai} と、整数 r' から、鍵配送情報

【数94】

数94

$$z_{Ai} = y_{Ai}^{r'} \pmod{N_A} \quad (1 \leq i \leq m)$$

を計算し、鍵配送情報 z_{Ai} を前記複数の受信者装置に同報送信する手段と、を有し、前記受信者装置 x は、前記送信者装置Aから受信した受信者識別情報 $r_x (\sigma_x, A)$ および鍵配送情報 z_{Ai} と、前記鍵管理者装置から配布された受信者秘密情報 $\sigma_x, s_x (\sigma_x)$ から、

【数95】

数95

$$K_A = \left(\prod_{i=1}^k z_{A\sigma_x(i)} \right)^{r_x(\sigma_x, A)s_x(\sigma_x)} \pmod{N_A}$$

により、前記送信者装置Aが

【数96】

数96

$$K_A = g_A^{rr'} \pmod{N_A}$$

によって生成し、同報通信に用いる暗復号化鍵 K_A を計

算する手段と、を有することを特徴とする通信システム。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】本発明は、同報暗号通信における復号に用いる鍵を限定された受信者に配送する鍵配送の技術に関するものである。

【0002】

【従来の技術】従来より、同報暗号通信の技術として、幾つかの方式が提案されている。

【0003】たとえば、文献「S.J.Kent:Security requirement and protocols for a broadcast scenario, IEE E Trans. Commun., COM-29, 6, pp. 778-786 (1981)」に記載のコピー鍵方式が知られている。

【0004】このコピー鍵方式は、同報暗号通信の基本的な方式であり、従来の1対1の暗号個別通信を単純に同報通信に拡張したものである。すなわち、この方式では、1種類の鍵のコピーを送信者と複数の正規の受信者に配送する。そして、送信者は配送されたコピー鍵を用いて情報を暗号化して送信し、正規の各受信者は配送されたコピー鍵を用いて暗号化された情報を復号化する。

【0005】また、このコピー鍵のように、送信者と受信者が共通に用いる鍵である共通鍵を、秘密裏に限定された受信者に配送する技術としては、文献「李、常盤他：多重化・多重分離法を用いた同報通信、1986年暗号と情報セキュリティシンポジウム」に記載の中国人の剩余定理を用いた情報系列の多重化・多重分離法による鍵配送方式や、文献「溝保他：効率的な同報暗号通信方式、信学技法IEC93-34 (1993-10)」に記載の方式などが知られている。

【0006】中国人の剩余定理を用いて情報系列の多重化・多重分離法を行う方式は、次の処理を行うものである。

【0007】(1) 鍵生成処理：受信者 i ($1 \leq i \leq r$)に対して、互いに素な s 個の整数 g_1, g_2, \dots, g_s ($r \leq s$)を作成し、 g_i を受信者 i の秘密情報として、予め受信者 i に配布する。【0008】(2) 暗号化処理：多重化すべき s 個の情報系列を M_1, M_2, \dots, M_s とする。送信者は、多重化送信文 F を、

【0009】

【数97】

数97

$$F = \sum_{i=1}^k A_i G_i M_i \pmod{G}$$

【0010】により計算し、これを同報送信する。但し、 G, G_i, A_i は、

【0011】

【数98】

数98

$$G = \prod_{i=1}^k g_i,$$

$$G_i = G/g_i,$$

$$A_i G_i \equiv 1 \pmod{g_i}$$

【0012】において、 A_i が最小の整数となる関係にある。

【0013】(3) 復号化処理：受信者 i は、多重化送信文 F から g_i を用いて、

【0014】

【数99】

数99

$$M_i = F \bmod g_i$$

数100

$$P = 2p + 1, Q = 2q + 1 : \text{素数 } (p, q : \text{素数})$$

$$e_i \in \mathbb{Z}, 0 < e_i < L \quad (1 \leq i \leq m)$$

【0021】公開情報：

【0022】

【数101】

数101

$$g \in \mathbb{Z}, 0 < g < N$$

$$N = PQ$$

$$v_i = g^{e_i} \bmod N \quad (1 \leq i \leq m).$$

【0023】センタは、 $\sigma \in S$ に対して、

【0024】

【数102】

数102

$$s_\sigma \sum_{i=1}^k e_{\sigma(i)} \equiv 1 \pmod{L}$$

【0025】なる $S \sigma$ を計算し、受信者 $U \sigma$ の秘密情報をとして配布する。但し、集合 $S = \{ f \mid 1 \text{ 対 } 1 \text{ 写像 } f : A = \{1, 2, \dots, k\} \rightarrow B = \{1, 2, \dots, m\}, m > k\}$ とする。

【0026】(2) 鍵配達処理：送信者は整数 r をランダムに選び、共通鍵

【0027】

【数103】

【0015】により、 M_i を分離化する。

【0016】ここで、 M_i は、受信者 i に配達すべき共通鍵であってよい。したがって、この方式によれば、限定された受信者のみに秘密裏にコピー鍵を配達することができる。

【0017】次に、文献「満保他：効率的な同報暗号通信方式、信学技法 ISEC93-34 (1993-10)」に記載の方式は、次の処理を行うものである。

【0018】(1) 鍵生成処理：信頼できるセンタは、次の情報を作成する。

【0019】秘密情報：

【0020】

【数100】

数103

$$K = g^r \bmod N$$

【0028】を限定された受信者との間で共有することを目的として、

【0029】

【数104】

数104

$$z_i = v_i^r \bmod N \quad (1 \leq i \leq m)$$

【0030】を計算し、 z_i ($1 \leq i \leq m$) を同報送信する、受信者 $U \sigma$ は、

【0031】

【数105】

数105

$$K = \left(\prod_{i=1}^k z_{\sigma(i)} \right)^{s_\sigma} \mod N$$

【0032】にて、共通鍵Kを計算する。

【0033】

【発明が解決しようとする課題】前述した中国人の剩余定理を用いた多重化方法を利用した鍵配達では、受信者一人一人用の共通鍵のデータをシリアルに並べて送信するので、受信者数に比例して同報通信するデータの長さが長くなる。このため、衛星放送サービスのように数百万人以上の受信者を対象とする通信には適していない。

【0034】これに対して、文献「満保他：効率的な同報暗号通信方式、信学技法ISEC93-34（1993-10）」に記載の方式によれば、受信者数が大きい場合であっても共通鍵配達のためのデータを小さくできる。しかし、この方式では、任意の受信者集合に属する限定された受信者のみと鍵共有を行なうことができない。

【0035】また、いずれの方式の場合も、送信者が複数存在する場合には、受信者は情報を受信する送信者毎に、それぞれ、前述した秘密情報を入手、管理しなければならない。

【0036】そこで、本発明は、受信者が唯一の秘密情報によって、複数の送信者からの個々の共通鍵の配達を受けることのできる鍵配達システムを提供することを課題とする。また、このような鍵配達システムにおいて、任意の送信者と任意の受信者集合に属する受信者のみとのデータ暗復号のための共通鍵の共有を可能とすること、および、受信者数が大きい場合に、これに伴い共通鍵配達のための同報通信データを長くする必要がない共通鍵配達を実現することを課題とする。

【0037】

【課題を解決するための手段】前記課題達成のために、本発明は、複数の送信者と 複数の受信者とが存在する通信システムにおいて、前記送信者が行う同報暗号通信の暗復号化鍵を、前記送信者と前記受信者との間で共有するための鍵配達方法であって、鍵管理者を設け、当該鍵管理者において、前記送信者と前記受信者との間で鍵を共有するために用いる、前記複数の送信者について共通の第1鍵情報を作成して所定の受信者に配布するとともに、前記送信者と前記受信者との間で鍵を共有するするために用いる第2鍵情報を作成して前記送信者に配布

数109

$$S_{km} = \{\sigma \mid 1 \text{対} 1 \text{写像 } \sigma : A = \{1, 2, \dots, k\} \rightarrow B = \{1, 2, \dots, m\}, 0 < k < m\}$$

【0047】に対して、 $\sigma, \sigma' \in S_{km}$ のとき

【0048】

【数110】

し、前記送信者は、前記受信者が前記第1鍵情報を用いて当該送信者が同報通信に用いる暗復号化鍵を算出するための第3鍵情報を、前記鍵管理者から配布された第2鍵情報を用いて生成して、当該送信者と鍵を共有する前記受信者に送信し、前記受信者は、前記鍵管理者から配布された第1鍵情報と前記送信者から配布された第3鍵情報を用いて、第3鍵情報を配布した前記送信者が同報通信に用いる暗復号化鍵を入手することを特徴とする。

【0038】本鍵配達方法によれば、各受信者は、秘密情報として鍵管理者から配布された第1鍵情報のみを所持すればよく、新たな送信者の暗復号化鍵を入手する場合にも、新たな秘密情報の配布を受ける必要がない。

【0039】より詳細には、本発明は、前記課題達成のために、たとえば、複数の送信者と、複数の受信者と、鍵管理者とが存在する通信システムを用い、前記送信者が行う同報暗号通信の暗復号化鍵を、前記受信者に配達する鍵配達方法であって、鍵管理者において、鍵管理者秘密情報として、

【0040】

【数106】

数106

$$e_i \in Z, \quad (1 \leq i \leq m)$$

【0041】を作成し、送信者Aの送信者識別情報をとして、

【0042】

【数107】

数107

$$t_A \in Z$$

【0043】を作成し、受信者xの受信者秘密情報をとして、 $\sigma_x \in S_{ka}$ と、

【0044】

【数108】

数108

$$s_x(\sigma_x) \in Z$$

【0045】（但し、集合

【0046】

【数109】

数110

$$\sigma \sim \sigma' \iff \sigma(A) = \sigma'(A)$$

【0049】とし、このとき、 \sim は S_{km} 上の同値関係となり、

【0050】

【数111】

数111

$$\tilde{S}_{km} = S_{km} / \sim$$

【0051】とする)とを作成し、受信者秘密情報 $\sigma_x, s_x (\sigma_x)$ を受信者xに配布するステップと、送信者Aにおいて、

【0052】

【数112】

数112

- $g_A \in G_A$
- $L_A = \text{ord}_{G_A}(g_A)$

【0053】(但し、

【0054】

【数113】

数113

$$\text{ord}_{G_A}(g)$$

【0055】は、

【0056】

【数114】

数114

$$g^a = 1 (\in G_A)$$

【0057】なる最小の正整数aを表す)なる送信者秘密情報 g_A, L_A および有限アーベル群 G_A を作成し、送信者秘密情報 g_A を鍵管理者に送信するステップと、鍵管理者において、鍵管理者秘密情報 e_i 、送信者識別情報 t_A および受信者秘密情報 $s_x (\sigma_x)$ 、 σ_x から、受信者識別データ

【0058】

【数115】

数115

$$s_x(\sigma_x, A) = t_A s_x(\sigma_x) \sum_{i=1}^k e_{\sigma_x(i)}$$

【0059】を計算し、受信者識別データ $s_x (\sigma_x, A)$ を送信者Aに送信し、送信者Aから受信した g_A と、鍵管理者秘密情報 e_i と、送信者識別情報 t_A か

ら、鍵配送データ

【0060】

【数116】

数116

$$y_{Ai} = g_A^{t_A e_i} (\in G_A) \quad (1 \leq i \leq m)$$

【0061】を算出し、鍵配送データ y_{Ai} を送信者Aに送信するステップと、送信者Aにおいて、整数 r, r' を生成し、鍵管理者から受信した受信者識別データ $s_x (\sigma_x, A)$ と、送信者秘密情報 L_A と、整数 r' から

【0062】

【数117】

数117

$$r_x(\sigma_x, A) s_x(\sigma_x, A) \equiv r' \pmod{L_A}$$

【0063】なる受信者識別情報 $r_x (\sigma_x, A)$ を計算し、受信者識別情報 $r_x (\sigma_x, A)$ を受信者xに送信し、鍵管理者から受信した鍵配送データ y_{Ai} と、整数 r から、鍵配送情報

【0064】

【数118】

数118

$$z_{Ai} = y_{Ai}^r (\in G_A) \quad (1 \leq i \leq m)$$

【0065】を計算し、鍵配送情報 z_{Ai} を、各受信者に同報送信するステップと、受信者xにおいて、送信者Aから受信した受信者識別情報 $r_x (\sigma_x, A)$ および鍵配送情報 z_{Ai} と、鍵管理者から配布された受信者秘密情報 $\sigma_x, s_x (\sigma_x)$ から、

【0066】

【数119】

数119

$$K_A = \left(\prod_{i=1}^k z_{A \sigma_x(i)} \right)^{r_x(\sigma_x, A) s_x(\sigma_x)} (\in G_A)$$

【0067】により、送信者Aが

【0068】

【数120】

数120

$$K_A = g_A^{r'} (\in G_A)$$

【0069】によって生成し、同報通信に用いる暗復号化鍵 K_A を計算するステップと、を有することを特徴とする。

【0070】この鍵配送方法によれば、受信者は送信者毎に異なる秘密鍵を持つ必要がない他、同報暗号通信において、受信者数が大きい場合であっても、これに伴い

鍵配送情報の長さを長くする必要がない。また、本鍵配
送方法においては、鍵管理者のみが秘密裏に所持する送
信者識別情報によって、受信者秘密情報は送信者に対し
て秘密化され、受信者に対して送信者秘密情報はより強
固に秘密化されるので、不正に対する安全性が向上す
る。

【0071】

【発明の実施の形態】以下、本発明に係る鍵配送シス
テムの実施形態について説明する。

【0072】まず、本発明の第1実施形態について説明
する。

【0073】図1に、本発明の第1実施形態に係る鍵配
送システムの構成を示す。

【0074】図示するように、本システムは、相互に通
信回線400で接続された鍵管理者側装置100、送信
者側装置200、受信者側装置300から構成される。

鍵管理者側装置100は、システムに唯一の鍵管理者組
織が使用する装置であり、送信者装置200、受信者側
装置300はシステム中に複数存在する。

【0075】図2に、鍵管理者側装置100の構成を示
す。

【0076】図示するように、鍵管理者側装置100
は、乱数生成器101、素数生成器102、べき乗算器
103、剰余演算器104、演算装置105、メモリ1
06、通信装置107から構成される。また、鍵管理
者側装置100には、オフラインで受信者に配送する受信
者側携帯装置306が接続される。

【0077】図3に、送信者側装置200の構成を示
す。

【0078】図示するように、送信者側装置200は、
乱数生成器201、素数生成器202、べき乗算器20
3、剰余演算器204、演算装置205、メモリ20
6、通信装置207、暗復号化装置208、認証装置2
09、課金装置210から構成される。

【0079】図4に、受信者側装置300の構成を示
す。

【0080】図示するように、受信者側装置300は、
べき乗算器301、剰余演算器302、演算装置30
3、メモリ304、通信装置305、鍵管理者からオフ
ラインで配送された受信者側携帯装置306、暗復号化
装置307、認証装置308から構成される。

【0081】以下、本システムが行う準備処理、鍵配
送処理、そして暗復号化処理の3つの処理について説明す
る。

【0082】では、まず、準備処理について説明する。

【0083】(1) 準備処理

① 送信者Aは、送信者側装置200内の乱数生成器20
1、素数生成器202、べき乗算器203、剰余演算器

204、および演算装置205を用いて、次の情報を作
成し、そのうち、公開情報のみを公開する。

【0084】秘密情報：

【0085】

【数121】

数121

$$P_A, Q_A : \text{素数}$$

$$L_A = \text{lcm}(\text{ord}_{P_A}(g_A), \text{ord}_{Q_A}(g_A))$$

$$g_A \in \mathbb{Z}, \quad 0 < g_A < N_A$$

【0086】公開情報：

【0087】

【数122】

数122

$$N_A (= P_A Q_A)$$

【0088】秘密情報はメモリ206に格納する。ま
た、秘密情報 g_A 、 L_A を通信装置207を用いて鍵管理
者に送信する。

【0089】② 信頼できる鍵管理者は、鍵管理者側装置
100内の演算装置105を用いて、次の情報を作成す
る。

【0090】鍵管理者秘密情報：

【0091】

【数123】

数123

$$e_i \in \mathbb{Z} \quad (1 \leq i \leq m)$$

【0092】送信者Aの送信者識別情報：

【0093】

【数124】

数124

$$t_A \in \mathbb{Z}, \quad 0 < t_A < L_A$$

【0094】受信者xの受信者秘密情報：

【0095】

【数125】

数125

$$s_x(\sigma_x) \in \mathbb{Z}, \quad 0 < s_x < L_A$$

【0096】これらは、 σ_x とともに全てメモリ106
に格納する。

【0097】ただし、集合

【0098】

【数126】

数126

$$S_{km} = \{\sigma \mid 1\text{対}1\text{写像 } \sigma : A = \{1, 2, \dots, k\} \rightarrow B = \{1, 2, \dots, m\}, 0 < k < m\}$$

【0099】に対して、 $\sigma, \sigma' \in S_{km}$ のとき、

【0100】

【数127】

数127

$$\sigma \sim \sigma' \iff \sigma(A) = \sigma'(A)$$

【0101】とする。このとき、 \sim は S_{km} 上の同値関係となり、

【0102】

【数128】

数128

$$\bar{S}_{km} = S_{km} / \sim$$

【0103】とする。

【0104】また、鍵管理者は、メモリ106から受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ を取り出し、 σ_x とともに受信者側携帯装置306に格納し、これを受信者xにオフラインで配布する。もちろん、他の方法によって受信者に配布するようにしてもよい。

【0105】次に、鍵配送処理について説明する。

【0106】(2) 鍵配送処理

本鍵配送処理における、鍵管理者、送信者、および受信者間の情報の流れを図5に示す。

【0107】① 鍵管理者は、鍵管理者側装置100内の剰余演算器104、演算装置105を用いて、送信者Aから受信した L_A と、鍵管理者秘密情報 e_i と、受信者秘密情報 $\sigma_x, s_x(\sigma_x)$ と、送信者識別情報 t_A から、

【0108】

【数129】

数129

$$s_x(\sigma_x, A) = t_A s_x(\sigma_x) \sum_{i=1}^k e_{\sigma_x(i)} \mod L_A$$

【0109】なる受信者xの受信者識別データ $s_x(\sigma_x, A)$ を計算し、通信装置107を用いて送信者Aに送信する。

【0110】また、鍵管理者は、鍵管理者側装置100内のべき乗算器103、剰余演算器104、演算装置105を用いて、送信者Aから受信した g_A と、送信者Aの送信者公開情報 N_A と、鍵管理者秘密情報 e_i から、

【0111】

【数130】

数130

$$y_{Ai} = g_A^{i \cdot e_i} \mod N_A \quad (1 \leq i \leq m)$$

【0112】なる送信者Aの送信者鍵配送データ y_{Ai} を計算し、通信装置107を用いて送信者Aに送信する。

【0113】② 送信者Aは、送信者側装置200内の乱数生成器201により、乱数 r, r' を作成しメモリ206に格納する。さらに、べき乗算器203、剰余演算器204、演算装置205を用いて、この乱数 r, r' と、自身の秘密情報 g_A と、自身の公開情報 N_A から、

【0114】

【数131】

数131

$$K_A = g_A^{rr'} \mod N_A$$

【0115】なるデータ暗号化鍵 K_A を計算してメモリ206に格納し、受信者xとの間で鍵 K_A を共有することを目的として、剰余演算器204、演算装置205を用いて、自身の秘密情報 L_A と、乱数 r' と、鍵管理者から受信した受信者xの受信者識別データ $s_x(\sigma_x, A)$ から、

【0116】

【数132】

$$r_x(\sigma_x, A) s_x(\sigma_x, A) \equiv r' \pmod{L_A}$$

【0117】なる受信者xの受信者識別情報 $r_x(\sigma_x, A)$ を計算し、通信装置207を用いて受信者xに送信する。

【0118】また、送信者Aは、送信者側装置200内のべき乗算器203、剰余演算器204、演算装置205を用いて、自身の公開情報 N_A と、乱数 r と、鍵管理者から受信した送信者鍵配送データ y_{Ai} から、

【0119】

【数133】

数133

$$z_{Ai} = y_{Ai}^r \mod N_A \quad (1 \leq i \leq m)$$

【0120】なる受信者鍵配送データ z_{Ai} を計算し、通信装置207を用いて受信者に同報送信する。

【0121】ここで、以上の処理において、 $r_x(\sigma_x, A), z_{Ai}$ を作成する処理の一部を、鍵管理者が行う理由の一つは、送信者Aに対して、受信者xの受信者秘密情報 $\sigma_x, s_x(\sigma_x)$ 、送信者識別番号 t_A を秘密にすることにより、送信者Aの不正を防止するためである。

【0122】③ 受信者xは、送信者Aから受信した鍵配送データ z_{Ai} および受信者識別情報 $r_x(\sigma_x, A)$ 、鍵管理者から配信された受信者秘密情報 $\sigma_x, s_x(\sigma_x)$ 、公開された送信者公開情報 N_A から、

【0123】

【数134】

数134

$$K_A = \left(\prod_{i=1}^k z_{A\sigma_x(i)} \right)^{r_x(\sigma_x, A)s_x(\sigma_x)} \mod N_A$$

【0124】により、データ暗号化鍵 K_A を計算し、メモリ304に格納する。

【0125】以上の処理で、送信者Aと受信者xは鍵 K_A を共有できる。他の任意の送信者と受信者についても同様にして鍵を共有できる。また、この際、送信者Aが同報送信する受信者鍵配送データ z_{Ai} は、各受信者について共通である。

【0126】また、以上の処理において、受信者xが送信者Aより受けとる鍵配送データ z_{Ai} および受信者識別情報 $r_x(\sigma_x, A)$ は、受信者に対して秘密化されている送信者Aの送信者識別番号 t_A が作用したものとなっている。したがって、以上の送信者識別番号 t_A を用いる構成により、受信者xが送信者Aより受けとった鍵配送データ z_{Ai} 、受信者識別情報 $r_x(\sigma_x, A)$ 、他の送信者Bの公開情報 N_B 、他の送信者Bが同報通信した鍵配送データ z_{Bi} より、他の送信者Bのデータ暗号化鍵 K_B を割り出すことを、きわめて困難とすることができる。

【0127】以下、暗復号化処理について説明する。

【0128】(3) 暗復号化処理

① 送信者Aは、送信者側装置300内の暗復号化装置208を用いて、鍵配送処理で作成した共通鍵 K_A により、データPを暗号化する。そして、暗号文C=E(K_A:P)を通信装置207を用いて受信者xに送信する。

【0129】② 受信者xは、受信者側装置300内の通信装置305を用いて暗号文Cを受信し、暗復号化装置307を用いてメモリ304に格納していた共通鍵 K_A により暗号文Cを復号化し、データを得る。

【0130】以上、本発明の第1実施形態について説明した。

【0131】従来の技術では、新規に送信者がシステムに参入する際、受信者秘密情報 $\sigma_x, s_x(\sigma_x)$ を、送信者自身が作成し受信者にオフラインで配布する必要があった。これに対し、第1実施形態に係る鍵配送システムによれば、新規参入の送信者Aは、送信者秘密情報 P_A, Q_A, L_A, g_A と、送信者公開情報 N_A を作成するだけよい。また、受信者が持つ受信者秘密情報は、全ての送信者に対して唯一であり、新たな送信者からデータを受信したい場合に、新たな送信者秘密情報を入手する必要がない。

【0132】また、受信者識別情報 $r_x(\sigma_x, A)$ によって、任意の受信者集合に属する受信者のみとのデータ

暗復号のための共通鍵の共有を可能とすることができます。また、受信者数が大きい場合であっても、共通鍵配送のために同報通信する鍵配送データ z_{Ai} を、これに伴い長くする必要がない。

【0133】なお、以上の処理において、あらかじめ、送信者Aが送信者秘密情報 L_A を鍵管理者に送信しており、準備処理の段階で、鍵管理者は、送信者Aから受信した送信者秘密鍵 L_A から

【0134】

【数135】

数135

$$e_i \in Z, \quad 0 < e_i < L_A, \quad (1 \leq i \leq m)$$

$$t_A \in Z, \quad 0 < t_A < L_A$$

$$s_x(\sigma_x) \in Z, \quad 0 < s_x(\sigma_x) < L_A$$

【0135】となる鍵管理者秘密情報 e_i 、送信者識別情報 t_A 、受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ を作成し、鍵配送処理の段階で、鍵管理者は、送信者秘密情報 L_A 、鍵管理者秘密情報 e_i 、送信者識別情報 t_A 、受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ から、

【0136】

【数136】

数136

$$s_x(\sigma_x, A) = t_A s_x(\sigma_x) \sum_{i=1}^k e_{\sigma_x(i)} \mod L_A$$

【0137】によって、受信者識別データ $s_x(\sigma_x, A)$ を計算するようにしてもよい。

【0138】次に、本発明の第2実施形態について説明する。

【0139】本発明の第2実施形態は、上記の第1実施形態における受信者側携帯装置306に、図6に示すように、べき乗算器3036、剰余演算器3063、演算装置3061、メモリ3062を備えるようにしたものである。そして、上記の第1実施形態の受信者側装置300におけるデータ暗号化鍵 K_A の計算処理の一部を、受信者側携帯装置306で実施するようにしたものである。

【0140】すなわち、第2実施形態では、(1)準備処理の段階で、鍵管理者は σ_x と受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ とを、受信者携帯装置306(ICカード等)に格納して、受信者xに配布する。

【0141】そして、(2)鍵配送処理において、受信者xは、受信者側装置300内のメモリに格納されている鍵配送データ z_{Ai} を受信者携帯装置306に出力する。次に、受信者携帯装置306内で、べき乗算器3064、剰余演算器3063を用いて、受信者秘密情報 σ

$s_x(\sigma_x)$ 、鍵配達データ z_{Ai} および送信者公開情報 N_A から、

【0142】

【数137】

数137

$$\xi_x(\sigma_x, A) = \left(\prod_{i=1}^k z_{A\sigma_x(i)} \right)^{s_x(\sigma_x)} \mod N_A$$

【0143】を計算し、この計算結果 $\xi_x(\sigma_x, A)$ を受信者側装置300に出力する。

【0144】次に、受信者側装置300内のべき乗算器301、剩余演算器302、演算装置303を用いて、受信者側装置300に出力された $\xi_x(\sigma_x, A)$ と、メモリ304に格納している受信者識別鍵 $r_x(\sigma_x, A)$ および送信者公開情報 N_A から、

【0145】

【数138】

数138

$$K_A = \xi_x(\sigma_x, A)^{r_x(\sigma_x, A)} \mod N_A$$

【0146】により、データ暗号化鍵 K_A を計算し、メモリ304に格納する。

【0147】このように受信者秘密情報 $\sigma_x, s_x(\sigma_x)$ が受信者側携帯装置306外部に出力しないようすることにより、これが電子的複写などにより盗難されることを防ぐことができる。

【0148】以上、本発明の第2実施形態について説明した。

【0149】次に、本発明の第3実施形態について説明する。

【0150】本発明の第3実施形態は、上記の第1実施形態において、

【0151】

【数139】

数139

$$K_A = g_A^{rr'} \mod N_A$$

【0152】の r の値を短時間毎に、周期毎に変更し、変更後の r を用いた z_{Ai} を周期的に同報通信することにより、送信者側装置200および受信者側装置300で計算するデータ暗号化鍵 K_A の更新を行うものである。

【0153】また、 r' の値を送信データ固有の値とすることで、送信者が同報送信するデータの識別を行うようにしたものである。すなわち、受信者 x がある同報データもしくは同報データの集合を復号するために、ある送信者から得た識別鍵 $r_x(\sigma_x, A)$ はその同報データ固有のものであり、別の同報データもしくは同報データの集合を取得するためには、その送信者から別の同報デ

ータもしくは同報データの集合用の別の $r_x(\sigma_x, A)$ を得る必要がある。

【0154】以上、本発明の第3実施形態について説明した。

【0155】次に、本発明の第4実施形態について説明する。

【0156】本発明の第4実施形態は、上記の第1実施形態において、特定の受信者の認証を行い、送信者が鍵 K_A を用いて暗号化し送信した有償のデータ P に対する、鍵 K_A を共有する受信者への課金を行うものである。

【0157】すなわち、第4実施形態では、さらに、以下の処理を行う。

【0158】(1) 準備処理

① 鍵管理者は、鍵管理者側装置100内の演算装置105を用いて、予め受信者 x の番号 UID_x を作成し、これを受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ と一緒に受信者携帯装置306内のメモリ3061に格納して配布する。また、 UID_x を、 $s_x(\sigma_x)$ と対応させて、鍵管理者側装置100内のメモリ106に格納しておく。

【0159】② 送信者 A は、送信者側装置200内の演算装置205を用いて、自身の番号 BID_A を作成し、メモリ206に格納しておく。また、 BID_A を通信装置207を用いて鍵管理者に送信する。

【0160】③ 鍵管理者は、鍵管理者側装置100内の通信装置107によって送信者 A の番号 BID_A を受信し、メモリ106に送信者識別情報 t_A と対応させて格納する。

【0161】④ 受信者 x は、受信者側装置300内の認証装置308を用いて、受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ から認証用の情報を作成し、送信者 A に送信する。

【0162】⑤ 送信者 A は、該認証用の情報を、送信者側装置200内の認証装置209によって確認する。

【0163】この認証の方法は、受信者が $s_x(\sigma_x)$ を知らない限り、認証が成立しない認証方法であれば、従来知られている各種認証方式を用いてかまわない（ただし、このとき、送信者は受信者秘密鍵 $s_x(\sigma_x)$ 自体は知ることができないようにする必要がある）。

【0164】たとえば、RSA（文献「R. L. Rivest, A. Shamir, L. Adleman. :A method for obtaining digital signatures and publickey cryptosystems, Commun. of the ACM, Vol. 21, No. 2, pp. 120-126, 1987.」に掲載）による署名を用いた方法によって、受信者 x の認証を、以下の処理によって行えばよい。

【0165】1: 鍵管理者は、受信者 x に対して、

【0166】

【数140】

数140

$$\begin{aligned}s'_{xz}y_x &\equiv 1 \pmod{\text{lcm}(p_x - 1, q_x - 1)} \\ n_x &= p_x q_x \quad (p_x, q_x : \text{素数})\end{aligned}$$

【0167】なる (y_x, n_x) を予め送信者に配布する。ただし、公開された関数 π に対して、 $s_{xz} = \pi(s_x(\sigma_x))$ とする。

【0168】2:受信者 x は、受信者側装置300内の認証装置308を用いて、同報送信データである W のハッシュ値を、公開情報である一方向性ハッシュ関数 h により計算し ($0 < h(W) < n_x$)、 $h(W)$ に対する署名を秘密鍵 s_{xz} を用いて、

【0169】

【数141】

数141

$$\text{sgn}_x(h(W)) = h(W)^{s_{xz}} \pmod{n_x}$$

【0170】にて作成し、データの送信要求とともに通信装置305を用いて送信者Aに送信する。

【0171】3:送信者Aは、認証装置209を用いて、

【0172】

【数142】

数142

$$\text{sgn}_x(h(W))^{y_x} \equiv h(W) \pmod{n_x}$$

【0173】が成立することを確認する。

【0174】さて、認証を行った後に、送信者Aは、送信者側装置200内の通信装置207を用いて、自身の番号 $B_1 D_A$ と受信者 x の番号 $U_1 D_x$ を鍵管理者に送信する。

【0175】鍵管理者は、鍵管理者側装置100内の演算装置105を用いて、受信した送信者番号 $B_1 D_A$ と受信者番号 $U_1 D_x$ に対応した、送信者識別鍵 t_A と受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ から、

【0176】

【数143】

数143

$$s_x(\sigma_x, A) = t_A s_x(\sigma_x) \sum_{i=1}^k e_{\sigma_x(i)} \pmod{L_A}$$

【0177】となる受信者識別データ $s_x(\sigma_x, A)$ を計算し、送信者Aに送信する。

【0178】送信者Aは、送信者側装置200内の剩余演算器204、演算装置205を用いて、鍵管理者から受信した受信者識別データ $s_x(\sigma_x, A)$ から、

【0179】

【数144】

数144

$$r_x(\sigma_x, A) s_x(\sigma_x, A) \equiv r' \pmod{L_A}$$

【0180】となる受信者識別情報 $r_x(\sigma_x, A)$ を計算し、通信装置207により受信者 x に送信する。その際、共通鍵 K_A によって、暗号化して配信するデータ（受信者が送信要求したデータ）が有償の場合、送信者Aは、課金装置210を用いて受信者 x に対して課金する。

【0181】以上、本発明の第4実施形態について説明した。

【0182】次に、本発明の第5実施形態について説明する。

【0183】本発明の第5実施形態は、従来の技術の欄で述べたコピー鍵方式を、図1に示した複数の送信者と複数の受信者と鍵管理者が存在するシステムに拡張したものである。

【0184】図7に、本発明の第5実施形態に係る鍵管理者側装置100の構成を示す。図示するように、鍵管理者側装置100は、乱数生成器111、演算装置112、メモリ113、通信装置114から構成される。また、図8に、本発明の第5実施形態に係る送信者側装置200の構成を示す。図示するように、送信者側装置200は、乱数生成器211、演算装置212、暗復号化装置213、メモリ214、通信装置215から構成される。また、図9に、本発明の第5実施形態に係る受信者側装置300の構成を示す。図示するように、受信者側装置300は、演算装置311、暗復号化装置312、メモリ313、通信装置314から構成される。

【0185】本実施形態では、まず、準備処理として、以下の処理を行う。

【0186】(1) 準備処理

① 鍵管理者は、鍵管理者側装置100内の乱数生成器111を用いて、秘密情報 K_0 を生成しメモリ113に格納する。また、送信者と受信者に配布する。

【0187】② 送信者Aは、送信者側装置200内の乱数生成器211を用いて送信者識別情報 $B_1 D_A$ を生成し、通信装置114により受信者に送信する。

【0188】その後、鍵配達処理として、以下の処理を行う。

【0189】(2) 鍵配達処理

③ 送信者Aは、送信者側装置200内の演算装置205を用いて、鍵管理者から配布された秘密鍵情報 K_0 と送信者識別情報 $B_1 D_A$ から、適当な一方向性関数 F により、共通鍵 $K_A = F(K_0, B_1 D_A)$ を計算する。

【0190】④ 受信者は、受信者側装置300内の演算装置312を用いて、鍵管理者から配布された秘密情報 K_0 と送信者から受信した送信者識別情報 $B_1 D_A$ から、一方向性関数 F により、共通鍵 $K_A = F(K_0,$

BID_A) を計算する。

【0191】^④ 送信者Aは、送信者側装置200内の乱数生成器211を用いて適当な整数rを作成し、通信装置215により受信者に送信する。また、演算装置212を用いて、整数rと共に鍵 K_A^{-1} から、適当な関数 F^{-1} によりデータ暗復号化鍵 $DK = F^{-1}(r, K_A^{-1})$ を計算し、メモリ214に格納する。

【0192】^④ 受信者は、受信者側装置300内の演算装置312を用いて、送信者Aから受信した整数rと、共通鍵 K_A^{-1} から、関数 F^{-1} により、データ暗復号化鍵 $DK = F^{-1}(r, K_A^{-1})$ を計算して、メモリ314に格納する。

【0193】上記の鍵配送処理により、データ暗復号化鍵DKの配送が行われた後、暗復号化処理は、以下の要領で行う。

【0194】(3) 暗復号化処理

④ 送信者Aは、データ暗復号化鍵DKを用いて、送信者側装置200内の暗復号化装置203により配信データPを暗号化し、通信装置205により受信者に送信する。

【0195】^④ 受信者は、受信者側装置300内の通信装置305により暗号化された配信データPを受信し、データ暗復号化鍵DKを用いて暗復号化装置303により復号化する。

【0196】以上説明した本発明の第5実施形態によつても、受信者は、単一の秘密情報で、複数の送信者と、各送信者個々の共通鍵を共有することができる。

【0197】次に、本発明の第6実施形態について説明する。

【0198】本発明の第6実施形態は、送信者と受信者が、受信者の個別の鍵を使った暗号通信により、共通鍵を共有するものである。

【0199】本実施形態に係る全体のシステム、鍵管理者側装置100、送信者側装置200、受信者側装置300の構成は、上述した本発明の第5実施形態のものと同様である。

【0200】さて、本実施形態では、準備処理において、以下の処理を行う。

【0201】(1) 準備処理

④ 鍵管理者は、鍵管理者側装置100内の乱数生成器111を用いて受信者xの秘密情報 s_x を作成し、受信者に配布する。さらに、乱数生成器111を用いて送信者Aの番号 BID_A を作成し、送信者Aおよび受信者xに配布する。

【0202】^④ 送信者Aは、送信者側装置200内の乱数生成器211を用いて共通鍵 K_A を作成する。

【0203】その後、鍵配送処理において、以下の処理を行う。

【0204】(2) 鍵配送処理

④ 鍵管理者は、鍵管理者側装置100内の演算装置11

2を用いて、送信者Aの番号 BID_A と受信者秘密情報 s_x から、適当な一方向性関数Fにより $K_{AX} = F(s_x, K_A)$ なる、受信者xおよび送信者A間でのセッション鍵 K_{AX} を計算し、メモリ113に格納する。

【0205】^④ 受信者xは、受信者側装置300内の演算装置312を用いて、送信者Aの番号 BID_A と自身の秘密情報 s_x から、一方向性関数Fにより $K_{AX} = F(s_x, BID_A)$ を計算し、メモリ313に格納する。

【0206】^④ 送信者Aは、送信者側装置200内の暗復号化装置213を用いて、セッション鍵 K_{AX} により共通鍵 K_A を暗号化し、その結果、得られた鍵配達データ K_{CX} を、通信装置215により受信者に送信する。さらに、乱数生成器211を用いて、適当な整数rを作成し、通信装置215により受信者に送信するとともに、演算装置212を用いて、整数rと共に鍵 K_A から、適当な関数 F^{-1} によりデータ暗復号化鍵 $DK = F^{-1}(r, K_A)$ を計算し、メモリ214に格納する。

【0207】^④ 受信者xは、受信者側装置300内の暗復号化装置303を用いて、送信者Aから受信した鍵配達データ K_{CX} をセッション鍵 K_{AX} により復号化する。そして、演算装置302を用いて、復号化した共通鍵 K_A と受信した整数rから、関数 F^{-1} により、データ暗復号化鍵 $DK = F^{-1}(r, K_A)$ を計算し、メモリ303に格納する。

【0208】上記の鍵配達処理により、データ暗復号化鍵DKの配送が行われた後、暗復号化処理は、以下の要領で行う。

【0209】^④ 送信者Aは、送信者側装置200内の暗復号化装置203を用いて、データ暗復号化鍵DKにより配信データPを暗号化し、通信装置205により受信者xに送信する。

【0210】^④ 受信者xは、受信者側装置300内の通信装置305により暗号化された配信データPを受信する。そして、暗復号化装置303を用いて、受信した配信データPをデータ暗復号化鍵DKにより復号する。

【0211】なお、送信者Aは、共通鍵 K_A の値を周期的に変更することで、データ暗復号化鍵DKの値を周期的に変更することができる。

【0212】以上説明した本発明の第6実施形態によつても、受信者は、単一の秘密情報で、複数の送信者と、各送信者個々の共通鍵を共有することができる。

【0213】次に、本発明の第7実施形態について説明する。

【0214】本発明の第7実施形態は、上記の第6実施形態と同様、送信者と受信者が、受信者の個別の鍵を使った暗号通信により、共通の鍵を共有するものである。

【0215】本実施形態に係る全体のシステム、鍵管理者側装置100、送信者側装置200、受信者側装置300の構成は、上述した本発明の第5実施形態のものと同様である。

【0216】本発明の第7実施形態では、準備処理において、以下の処理を行う。

【0217】(1) 準備処理

① 鍵管理者は、鍵管理者側装置100内の乱数生成器111、演算装置112を用いて、適当な公開鍵暗号Eに従った受信者xの秘密鍵sxおよび公開鍵pxを作成し、sxを受信者に配布する。さらに、乱数生成器111により送信者Aの番号BIDAを作成し、送信者Aおよび受信者xに配布または送信する。

【0218】② 送信者Aは、送信者側装置200内の乱数生成器201を用いて共通鍵KAを作成し、メモリ114に格納する。

【0219】その後、鍵配達処理として、以下の処理を行う。

【0220】(2) 鍵配達処理

③ 送信者Aは、送信者側装置200内の暗復号化装置213を用いて、前記適当な公開鍵暗号Eにより、受信者公開鍵pxと共通鍵KAから鍵配達データKcx = E(px, KA)を計算する。その後、通信装置215によりKcxを受信者xに送信する。

【0221】④ 受信者xは、受信者側装置300内の暗復号化装置313を用いて、送信者Aから受信した鍵配達データKcxを自身の秘密鍵sxにより復号化し、復号化した共通鍵KAをメモリ314に格納する。

【0222】⑤ 送信者Aは、送信者側装置200内の乱数生成器201を用いて適当な整数rを生成し、通信装置215により受信者xに送信する。また、演算装置212を用いて、整数rと共通鍵KAから、適当な関数Fによりデータ暗復号化鍵DK = F(r, KA)を計算し、メモリ204に格納する。

【0223】⑥ 受信者xは、受信者側装置300内の演算装置312を用いて、共通鍵KAと送信者から受信した整数rから、関数Fによりデータ暗復号化鍵DK = (r, KA)を計算し、メモリ314に格納する。

【0224】上記の鍵配達処理により、データ暗復号化鍵DKの配達が行われた後、暗復号化処理は、以下の要領で行う。

【0225】(3) 暗復号化処理

⑦ 送信者Aは、送信者側装置200内の暗復号化装置203を用いて、データ暗復号化鍵DKにより配信データPを暗号化し、通信装置205により受信者xに送信する。

【0226】⑧ 受信者xは、受信者側装置300内の通信装置305を用いて、暗号化された配信データPを受信する。そして、暗復号化装置303を用いて、受信した配信データPをデータ暗復号化鍵DKにより復号化する。

【0227】⑨ 送信者Aは、共通鍵KAの値を周期的に変更することによりデータ暗復号化鍵DKを変更する。

【0228】以上説明した本発明の第7実施形態によつ

ても、受信者は、単一の秘密情報で、複数の送信者と、各送信者個々の共通鍵を共有することができる。

【0229】次に、本発明の第8実施形態について説明する。

【0230】本発明の第8実施形態は、上述した本発明の第6および第7実施形態において、送信者による鍵配達データKcxの受信者への送信を、以下のように修正したものである。

【0231】すなわち、第8実施形態では、送信者Aは、受信者全体の集合をいくつかの部分集合にわける。次に、鍵配達データKci (1 ≤ i ≤ n ただし、nは受信者数) を受信者に送信する際、前記受信者の部分集合毎に通信チャンネルを割り当て、送信者側装置200内の通信装置215により受信者に送信する。

【0232】一方、任意の受信者xは、自身の属する部分集合に割り当てられた通信チャンネルを通じて、受信者側装置300内の通信装置305により、鍵配達データKcxを受信する。

【0233】以上、本発明の第8実施形態について説明した。

【0234】次に、本発明の第9実施形態について説明する。

【0235】本実施形態に係る全体のシステム、鍵管理者側装置100、送信者側装置200、受信者側装置300の構成は、上述した本発明の第1実施形態のものと同様である。

【0236】以下、本システムが行う準備処理、鍵配達処理、そして暗復号化処理の3つの処理について説明する。

【0237】では、まず、準備処理について説明する。

【0238】(1) 準備処理

① 送信者Aは、送信者側装置200内の乱数生成器201、素数生成器202、べき乗算器203、剩余演算器204、および演算装置205を用いて、次の情報を作成し、そのうち、公開情報のみを公開する。

【0239】秘密情報：

【0240】

【数145】

数145

$P_A, Q_A : \text{素数}$

$$L_A = \text{lcm}(\text{ord}_{P_A}(g_A), \text{ord}_{Q_A}(g_A))$$

$$g_A \in \mathbb{Z}, \quad 0 < g_A < N_A$$

【0241】公開情報：

【0242】

【数146】

数146

$$N_A (= P_A Q_A)$$

【0243】秘密情報はメモリ206に格納する。また、秘密情報 g_A 、 L_A を通信装置207を用いて鍵管理者に送信する。

【0244】 \oplus 信頼できる鍵管理者は、鍵管理者側装置100内の演算装置105を用いて、次の情報を作成する。

【0245】鍵管理者秘密情報：

【0246】

【数147】

数147

$$\bullet e_i \in \mathbb{Z} \quad (1 \leq i \leq m)$$

【0247】送信者Aの送信者識別情報：

数150

$$S_{km} = \{\sigma \mid 1\text{対}1\text{写像 } \sigma : A = \{1, 2, \dots, k\} \rightarrow B = \{1, 2, \dots, m\}, 0 < k < m\}$$

【0254】に対して、 $\sigma, \sigma' \in S_{km}$ のとき、

【0255】

【数151】

数151

$$\sigma \sim \sigma' \iff \sigma(A) = \sigma'(A)$$

【0256】とする。このとき、 \sim は S_{km} 上の同値関係となり、

【0257】

【数152】

数152

$$\tilde{S}_{km} = S_{km} / \sim$$

数153

$$\rho_x(\sigma_x(i), A) = t_A s_x(\sigma_x) e_{\sigma_x(i)} \bmod L_A \quad (1 \leq i \leq k)$$

【0263】なる受信者xの受信者識別データ $\rho_x(\sigma_x(i), A)$ を計算し、通信装置107を用いて送信者Aに送信する。

【0264】また、鍵管理者は、鍵管理者側装置100内のべき乗算器103、剩余演算器104、演算装置105を用いて、送信者Aから受信した g_A と、送信者Aの送信者公開情報 N_A と、鍵管理者秘密情報 e_i から、

【0265】

【数154】

【0248】

【数148】

数148

$$\bullet t_A \in \mathbb{Z}, \quad 0 < t_A < L_A$$

【0249】受信者xの受信者秘密情報：

【0250】

【数149】

数149

$$\bullet s_x(\sigma_x) \in \mathbb{Z}, \quad 0 < t_A < L_A$$

【0251】これらは、 σ_x とともに全てメモリ106に格納する。

【0252】ただし、集合

【0253】

【数150】

【0258】とする。

【0259】また、鍵管理者は、メモリ106から受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ を取り出し、 σ_x とともに受信者側携帯装置306に格納し、これを受信者xにオフラインで配布する。もちろん、他の方法によって受信者に配布するようにしてもよい。

【0260】次に、鍵配達処理について説明する。

【0261】(2) 鍵配達処理

\oplus 鍵管理者は、鍵管理者側装置100内の剩余演算器104、演算装置105を用いて、送信者Aから受信した L_A と、鍵管理者秘密情報 e_i と、受信者秘密情報 σ_x 、 $s_x(\sigma_x)$ と、送信者識別情報 t_A から、

【0262】

【数153】

数154

$$y_{Ai} = g_A^{t_A e_i} \bmod N_A \quad (1 \leq i \leq m)$$

【0266】なる送信者Aの送信者鍵配達データ y_{Ai} を計算し、通信装置107を用いて送信者Aに送信する。

【0267】 \oplus 送信者Aは、送信者側装置200内の乱数生成器201により、乱数 r 、 r' を作成しメモリ206に格納する。さらに、べき乗算器203、剩余演算器204、演算装置205を用いて、この乱数 r 、 r' と、自身の秘密情報 g_A と、自身の公開情報 N_A から、

【0268】

【数155】

数155

$$K_A = g_A^{rr'} \mod N_A$$

【0269】なるデータ暗号化鍵 K_A を計算してメモリ206に格納し、受信者xとの間で鍵 K_A を共有することを目的として、剰余演算器204、演算装置205を用いて、自身の秘密情報 L_A と、乱数 r と、鍵管理者から受信した受信者xの受信者識別データ $\rho_x(\sigma_x(i), A)$ から、

【0270】

【数156】

数156

$$\sum_{i=1}^k r_x(\sigma_x(i), A) \rho_x(\sigma_x(i), A) \equiv r' (\mod L_A)$$

【0271】なる受信者xの受信者識別情報 $r_x(\sigma_x(i), A)$ を計算し、通信装置207を用いて受信者xに送信する。

【0272】また、送信者Aは、送信者側装置200内のべき乗算器203、剰余演算器204、演算装置20

数158

$$K_A = \left(\prod_{i=1}^k z_{A\sigma_x(i)}^{r_x(\sigma_x(i), A)} \right)^{s_x(\sigma_x)} \mod N_A$$

【0278】により、データ暗号化鍵 K_A を計算し、メモリ304に格納する。

【0279】以上の処理で、送信者Aと受信者xは鍵 K_A を共有できる。他の任意の送信者と受信者についても同様にして鍵を共有できる。また、この際、送信者Aが同報送信する受信者鍵配送データ z_{Ai} は、各受信者について共通である。

【0280】また、以上の処理において、受信者xが送信者Aより受けとる鍵配送データ z_{Ai} および受信者識別情報 $r_x(\sigma_x(i), A)$ は、受信者に対して秘密化されている送信者Aの送信者識別番号 t_A が作用したものとなっている。したがって、以上の送信者識別番号 t_A を用いる構成により、受信者xが送信者Aより受けとった鍵配送データ z_{Ai} 、受信者識別情報 $r_x(\sigma_x(i), A)$ 、他の送信者Bの公開情報 N_B 、他の送信者Bが同報通信した鍵配送データ z_{Bi} より、他の送信者Bのデータ暗号化鍵 K_B を割り出すことを、きわめて困難とすることができます。

【0281】以下、暗復号化処理について説明する。

【0282】(3) 暗復号化処理

⑨ 送信者Aは、送信者側装置200内の暗復号化装置208を用いて、鍵配送処理で作成した共通鍵 K_A によ

りて用いて、自身の公開情報 N_A と、乱数 r と、鍵管理者から受信した送信者鍵配送データ y_{Ai} から、

【0273】

【数157】

数157

$$z_{Ai} = y_{Ai}^r \mod N_A \quad (1 \leq i \leq m)$$

【0274】なる受信者鍵配送データ z_{Ai} を計算し、通信装置207を用いて受信者に同報送信する。

【0275】ここで、以上の処理において、 $r_x(\sigma_x(i), A)$ 、 z_{Ai} を作成する処理の一部を、鍵管理者が行う理由の一つは、送信者Aに対して、受信者xの受信者秘密情報 σ_x 、 $s_x(\sigma_x)$ 、送信者識別番号 t_A を秘密にすることにより、送信者Aの不正を防止するためである。

【0276】⑨ 受信者xは、送信者Aから受信した鍵配送データ z_{Ai} および受信者識別情報 $r_x(\sigma_x(i), A)$ 、鍵管理者から配送された受信者秘密情報 σ_x 、 $s_x(\sigma_x)$ 、公開された送信者公開情報 N_A から、

【0277】

【数158】

り、データPを暗号化する。そして、暗号文C=E(K_A:P)を通信装置207を用いて受信者xに送信する。

【0283】⑨ 受信者xは、受信者側装置300内の通信装置305を用いて暗号文Cを受信し、暗復号化装置307を用いてメモリ304に格納していた共通鍵 K_A により暗号文Cを復号化し、データを得る。

【0284】以上、本発明の第9実施形態について説明した。

【0285】本実施形態に係る鍵配送システムにおいても、上述した第1実施形態と同様、新規参入の送信者Aは、送信者秘密情報 P_A 、 Q_A 、 L_A 、 g_A と、送信者公開情報 N_A を作成するだけでよい。また、受信者が持つ受信者秘密情報は、全ての送信者に対して唯一であり、新たな送信者からデータを受信したい場合に、新たな受信者秘密情報を入手する必要がない。

【0286】また、受信者識別情報 $r_x(\sigma_x(i), A)$ によって、任意の受信者集合に属する受信者のみとのデータ暗復号のための共通鍵の共有を可能とすることができます。また、受信者数が大きい場合であっても、共通鍵配送のために同報通信する鍵配送データ z_{Ai} を、これに伴い長くする必要がない。

【0287】なお、以上の処理において、あらかじめ、送信者Aが送信者秘密情報 L_A を鍵管理者に送信しており、準備処理の段階で、鍵管理者は、送信者Aから受信した送信者秘密鍵 L_A から、

【0288】

【数159】

数159

$$e_i \in Z, \quad 0 < e_i < L_A, \quad (1 \leq i \leq m)$$

$$t_A \in Z, \quad 0 < t_A < L_A$$

$$s_x(\sigma_x) \in Z, \quad 0 < s_x(\sigma_x) < L_A$$

数160

$$\rho_x(\sigma_x(i), A) = t_A s_x(\sigma_x) e_{\sigma_x(i)} \bmod L_A \quad (1 \leq i \leq k)$$

【0291】によって、受信者識別データ $\rho_x(\sigma_x(i), A)$ を計算するようにしてもよい。

【0292】次に、本発明の第10実施形態について説明する。

【0293】本発明の第10実施形態は、上記の第9実施形態において、受信者側装置300におけるデータ暗号化鍵 K_A の計算処理の一部を、受信者側携帯装置306で実施するようにしたものである。本実施形態で用いる受信者側携帯装置306の構成は、上述した本発明の第2実施形態のものと同様である。

【0294】本実施形態では、(1)準備処理の段階で、鍵管理者は受信者秘密情報 σ_x 、 $s_x(\sigma_x)$ を、受

数161

$$\xi_x(\sigma_x(i), A) = z_{A\sigma_x(i)}^{s_x(\sigma_x)} \bmod N_A \quad (1 \leq i \leq k)$$

【0297】を計算し、この計算結果 $\xi_x(\sigma_x(i), A)$ を受信者側装置300に出力する。

【0298】次に、受信者側装置300内のべき乗算器301、剩余演算器302、演算装置303を用いて、受信者側装置300に出力された $\xi_x(\sigma_x(i), A)$ と、メモリ304に格納している受信者識別鍵 $r_x(\sigma_x(i), A)$ および送信者公開情報 N_A から、

【0299】

【数162】

数162

$$K_A = \prod_{i=1}^k \xi_x(\sigma_x(i), A)^{r_x(\sigma_x(i), A)} \bmod N_A$$

【0300】により、データ暗号化鍵 K_A を計算し、メ

【0289】となる鍵管理者秘密情報 e_i 、送信者識別情報 t_A 、受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ を作成し、鍵配達処理の段階で、鍵管理者は、送信者秘密情報 L_A 、鍵管理者秘密情報 e_i 、送信者識別情報 t_A 、受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ から、

【0290】

【数160】

信者携帯装置306(I Cカード等)に格納して、受信者xに配布する。

【0295】そして、(2)鍵配達処理において、受信者xは、受信者側装置300内のメモリに格納されている鍵配達データ z_{Ai} を受信者携帯装置306に出力する。次に、受信者携帯装置306内で、べき乗算器3064、剩余演算器3063を用いて、受信者秘密情報 σ_x 、 $s_x(\sigma_x)$ 、鍵配達データ z_{Ai} および送信者公開情報 N_A から、

【0296】

【数161】

モリ304に格納する。

【0301】このように受信者秘密情報 σ_x 、 $s_x(\sigma_x)$ が受信者側携帯装置306外部に出力しないようすることにより、これが電子的複写などにより盗難されることを防ぐことができる。

【0302】以上、本発明の第10実施形態について説明した。

【0303】次に、本発明の第11実施形態について説明する。

【0304】本発明の第11実施形態は、上記の第9実施形態において、

【0305】

【数163】

数163

$$K_A = g_A^{rr'} \bmod N_A$$

【0306】のrの値を短時間毎に、周期毎に変更し、変更後のrを用いた z_{Ai} を周期的に同報通信することにより、送信者側装置200および受信者側装置300で計算するデータ暗復号化鍵 K_A の更新を行うものである。

【0307】また、rの値を送信データ固有の値とすることで、送信者が同報送信するデータの識別を行うようにしたものである。すなわち、受信者xがある同報データもしくは同報データの集合を復号するために、ある送信者から得た識別鍵 $r_x(\sigma_x(i), A)$ はその同報データ固有のものであり、別の同報データもしくは同報データの集合を取得するためには、その送信者から別の同報データもしくは同報データの集合用の別の $r_x(\sigma_x(i), A)$ を得る必要がある。

【0308】以上、本発明の第11実施形態について説明した。

【0309】次に、本発明の第12実施形態について説明する。

【0310】本発明の第12実施形態は、上記の第9実施形態において、特定の受信者の認証を行い、送信者が鍵 K_A を用いて暗号化し送信した有償のデータPに対する、鍵 K_A を共有する受信者への課金を行うものである。

【0311】すなわち、第12実施形態では、さらに、以下の処理を行う。

【0312】(1) 準備処理

① 鍵管理者は、鍵管理者側装置100内の演算装置105を用いて、予め受信者xの番号UID_xを作成し、これを受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ と一緒に受信者携帯装置

数164

$$\rho_x(\sigma_x(i), A) = \iota_A s_x(\sigma_x) e_{\sigma_x(i)} \bmod L_A \quad (1 \leq i \leq k)$$

【0321】となる受信者識別データ $\rho_x(\sigma_x(i), A)$ を計算し送信者Aに送信する。

【0322】② 送信者Aは、送信者側装置200内の剩余演算器204、演算装置205を用いて、鍵管理者か

数165

$$\sum_{i=1}^k r_x(\sigma_x(i), A) \rho_x(\sigma_x(i), A) \equiv r' (\bmod L_A)$$

【0324】となる受信者識別情報 $r_x(\sigma_x(i), A)$ を計算し、通信装置207により受信者xに送信する。その際、共通鍵 K_A によって、暗号化して配信するデータ（受信者が送信要求したデータ）が有償の場合、送信者Aは、課金装置210を用いて受信者xに対して

306内のメモリ3061に格納して配布する。また、UID_xを、 $s_x(\sigma_x)$ と対応させて、鍵管理者側装置100内のメモリ106に格納しておく。

【0313】③ 送信者Aは、送信者側装置200内の演算装置205を用いて、自身の番号BID_Aを作成し、メモリ206に格納しておく。また、BID_Aを通信装置207を用いて鍵管理者に送信する。

【0314】④ 鍵管理者は、鍵管理者側装置100内の通信装置107によって送信者Aの番号BID_Aを受信し、メモリ106に送信者識別情報 t_A と対応させて格納する。

【0315】⑤ 受信者xは、受信者側装置300内の認証装置308を用いて、受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ から認証用の情報を作成し、送信者Aに送信する。

【0316】⑥ 送信者Aは、該認証用の情報を、送信者側装置200内の認証装置209によって確認する。

【0317】この認証の方法は、上述した本発明の第4実施形態と同様、受信者が $s_x(\sigma_x)$ を知らない限り、認証が成立しない認証方法であれば、従来知られている各種認証方式を用いてかまわない（ただし、このとき、送信者は受信者秘密鍵 $s_x(\sigma_x)$ 自体は知ることができないようとする必要がある）。

【0318】⑦ さて、認証を行った後に、送信者Aは、送信者側装置200内の通信装置207を用いて、自身の番号BID_Aと受信者xの番号UID_xを鍵管理者に送信する。

【0319】⑧ 鍵管理者は、鍵管理者側装置100内の演算装置105を用いて、受信した送信者番号BID_Aと受信者番号UID_xに対応した、送信者識別鍵 t_A と受信者秘密情報 $s_x(\sigma_x)$ から、

【0320】

【数164】

ら受信した受信者識別データ $\rho_x(\sigma_x(i), A)$ から、

【0323】

【数165】

課金する。

【0325】以上、本発明の各実施形態について説明した。

【0326】なお、以上に説明した鍵管理者側装置100、送信者側装置200、受信者側装置300の各処理

は、コンピュータに各処理を実行させる手順を記述したプログラムを実行させることにより実現するようにしてもよい。この場合、各処理を実行させる手順を記述した各プログラムは、記憶媒体に格納して各コンピュータに供給するようにしてもよい。あるいは、ネットワークなどの通信媒体を介して各コンピュータに供給するようにしてもよい。

【0327】

【発明の効果】以上説明したように、本発明によれば、受信者が唯一の秘密情報によって、複数の送信者から個々の共通鍵の配達を受けることができる。また、一部の発明においては、このような鍵配達システムにおいて、任意の送信者と任意の受信者集合に属する受信者のみとのデータ暗復号のための共通鍵の共有を可能とすることができる。また、受信者数が大きい場合であっても、これに伴い共通鍵配達のための同報通信データを長くする必要がなくなる。

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明の第1実施形態に係る鍵配達システムの構成を示すブロック図である。

【図2】本発明の第1実施形態に係る鍵管理者側装置の構成を示すブロック図である。

【図3】本発明の第1実施形態に係る送信者側装置の構成を示すブロック図である。

【図4】本発明の第1実施形態に係る受信者側装置の構成を示すブロック図である。

【図5】本発明の第1実施形態における鍵配達処理によ

る情報の流れを示した図である。

【図6】本発明の第2実施形態に係る受信者側携帯装置の構成を示すブロック図である。

【図7】本発明の第5実施形態に係る鍵管理者側装置の構成を示すブロック図である。

【図8】本発明の第5実施形態に係る送信者側装置の構成を示すブロック図である。

【図9】本発明の第5実施形態に係る受信者側装置の構成を示すブロック図である。

【符号の説明】

100 鍵管理者側装置

101、111、201、211、311 亂数生成器

102、202 素数生成器

103、203、301、3064 べき乗算器

104、204、302、3063 剰余演算器

105、112、205、212、303、312、3061 演算装置

106、113、206、214、304、314、3062 メモリ

107、114、207、215、305、315 通信装置

200 送信者側装置

208、213、307、313 暗復号化装置

209、308 認証装置

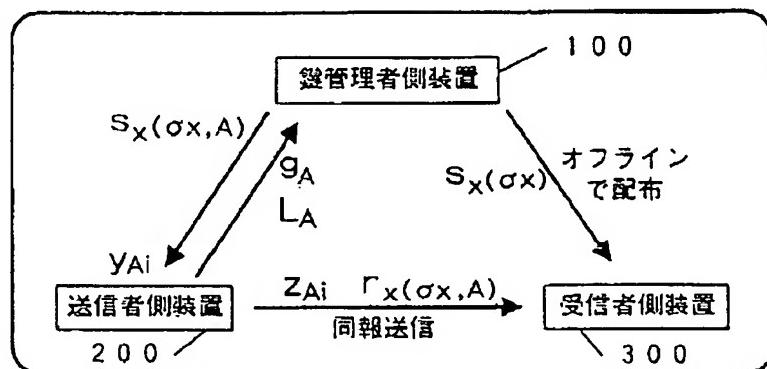
210 課金装置

300 受信者側装置

306 受信者側携帯装置

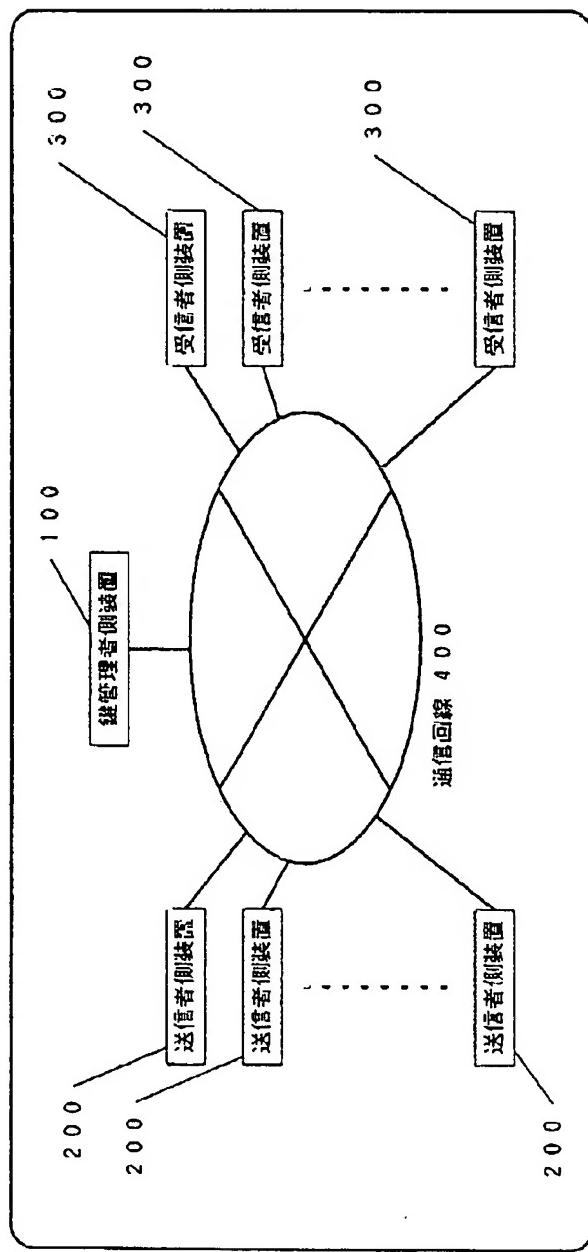
【図5】

図5



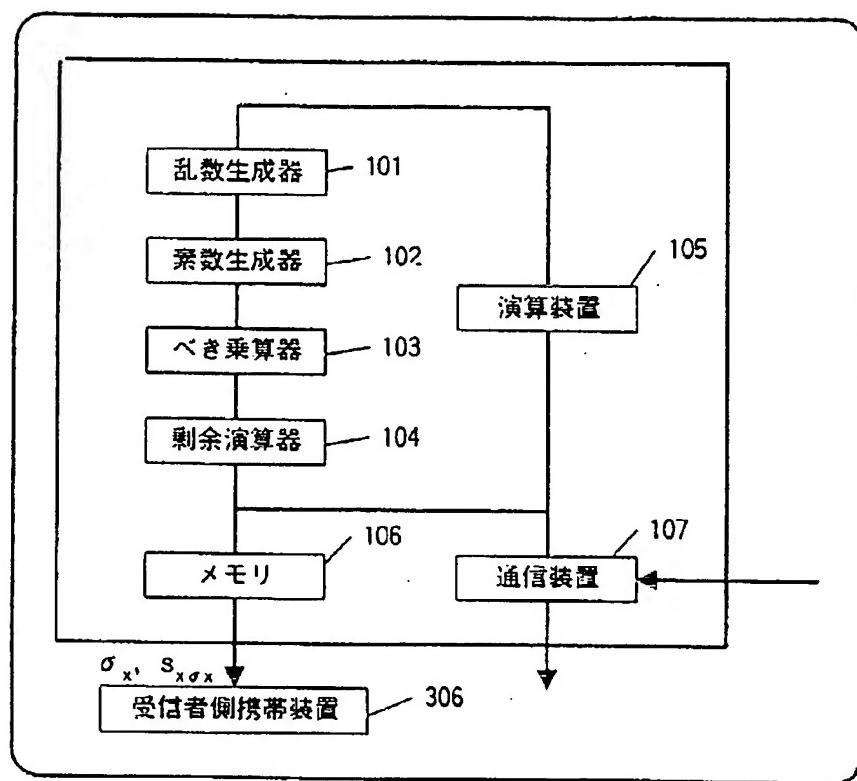
【図1】

図1



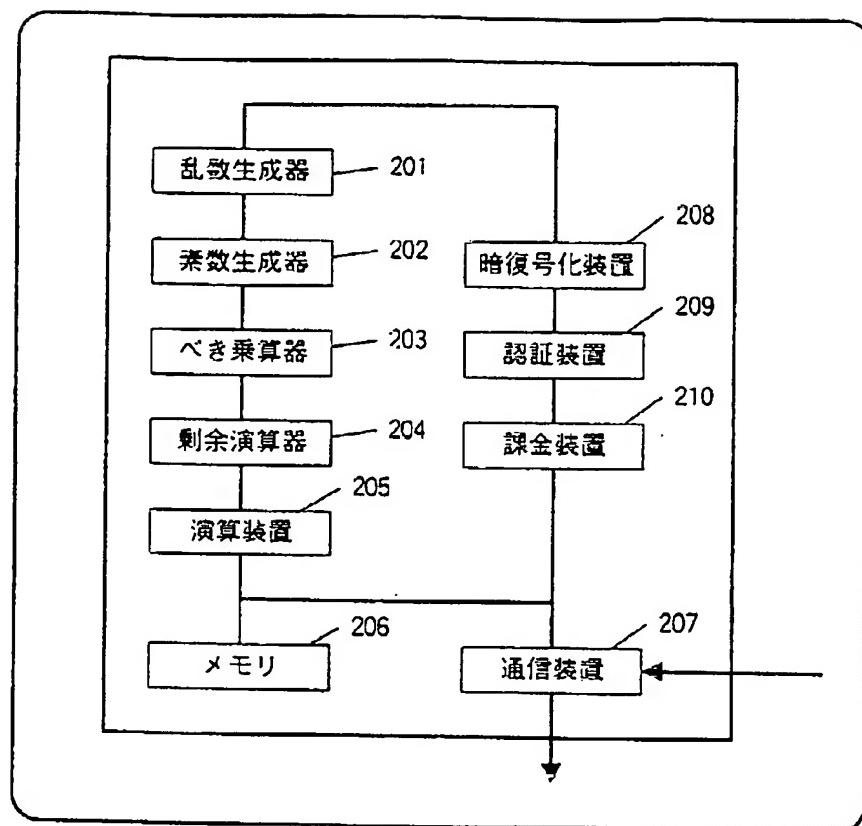
【図2】

図2



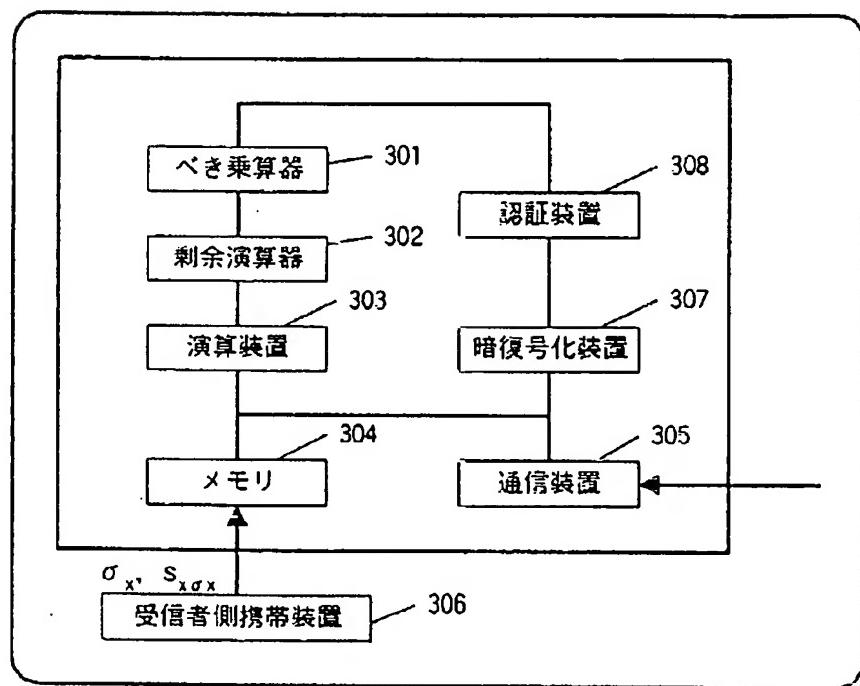
【図3】

図3



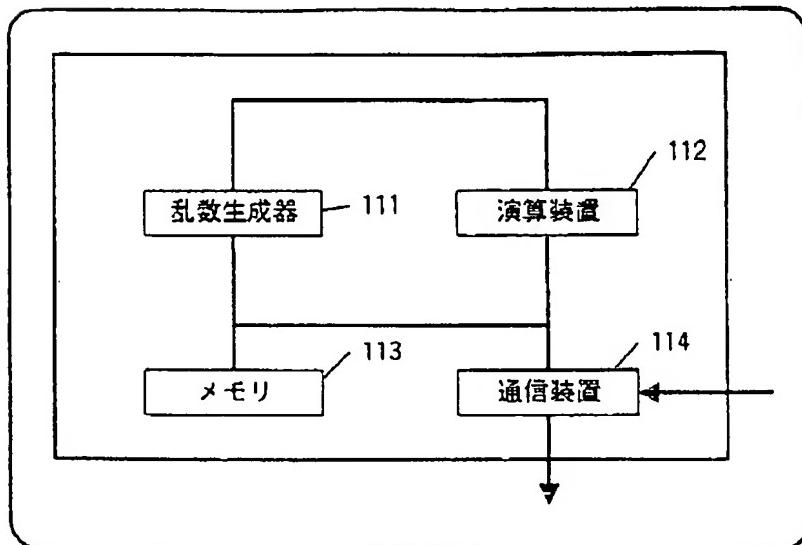
【図4】

図4



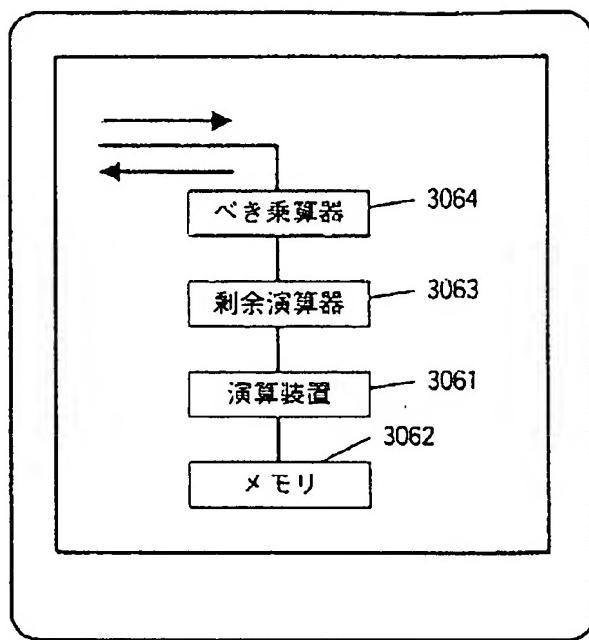
【図7】

図7



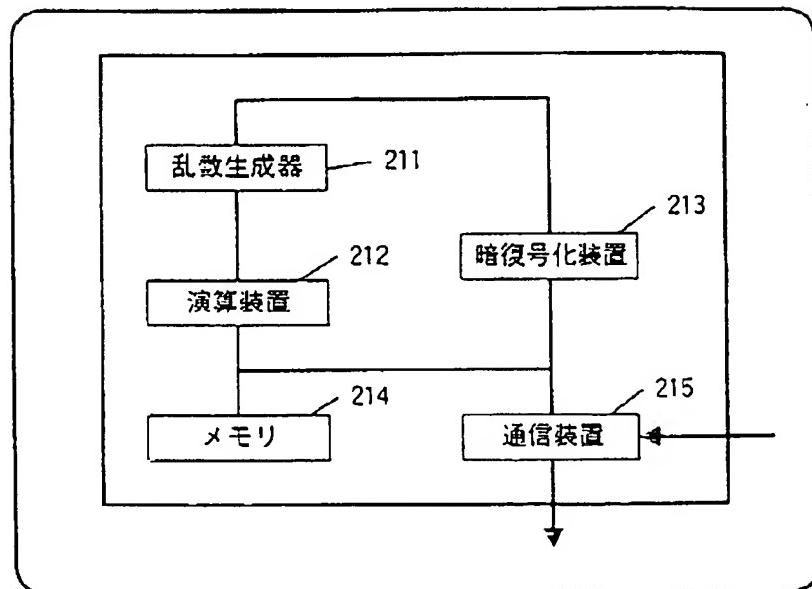
【図6】

図6



【図8】

図8



【図9】

図9

